

(19) 日本国特許庁 (JP)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開 2000-165451

(P 2000-165451 A)

(43) 公開日 平成12年6月16日 (2000. 6. 16)

(51) Int. Cl. 7

識別記号

F I

テーマコード (参考)

H 0 4 L 12/56

H 0 4 L 11/20 1 0 2 D

G 0 6 F 17/50

G 0 6 F 15/60 6 5 0 A

H 0 4 L 12/46

H 0 4 L 11/00 3 1 0 C

12/28

審査請求 未請求 請求項の数 4 2

O L

(全 3 5 頁)

(21) 出願番号 特願平11-331312

(22) 出願日 平成11年11月22日 (1999. 11. 22)

(31) 優先権主張番号 09/198728

(32) 優先日 平成10年11月24日 (1998. 11. 24)

(33) 優先権主張国 米国 (US)

(71) 出願人 596077259

ルーセント テクノロジーズ インコーポ
レイテッド

Lucent Technologies
Inc.

アメリカ合衆国 07974 ニュージャージ
ー、マレーヒル、マウンテン アベニュー
600-700

(74) 代理人 100081053

弁理士 三俣 弘文

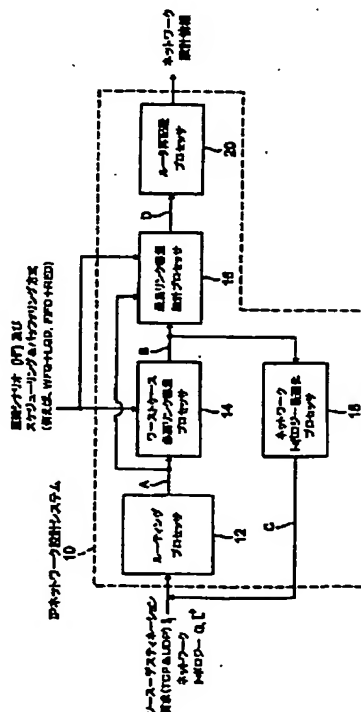
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 通信ネットワーク設計方法及びその装置

(57) 【要約】

【課題】 最悪及び最良の必要リンク容量を自動的に計算し、ネットワークのトポロジーを最適化し、最適ルータ配置を決定するツールを提供すること。

【解決手段】 与えられたネットワークトポロジー、特定の IP 要求及びネットワーク遅延に関して、本発明に係る設計方法は、ユーザが、与えられたネットワークの各々のリンクに係る種々のネットワーク混雑シナリオ、例えばネットワーク全体に係る複数のボトルネック事象の発生など、に係る必要リンク容量を計算することを可能にする。また、最適ネットワークトポロジーが、本発明に従って、全体としてのネットワークコストの低減を指向するように定式化される。さらに、既存のネットワークにおける F I F O / R E D ルータを置換するための W F Q / L Q D ルータの配置を決定する方法及び装置が提供される。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 パケットベースの通信ネットワークを設計する方法において

(A) リンク及び関連する容量を有する初期ネットワークトポロジーを付加リンク及び容量のうち的一方で増強する段階と、

(B) 少なくとも単一の接続に係るフロー要求が前記パケットベースネットワークにおいてルーティングされるようになるまで前記増強段階を反復する段階とを有することを特徴とするネットワーク設計方法。

【請求項2】 前記 (A) 増強段階が、さらに、

(A1) エンドツーエンド要求フローをそれらに係る最小スループット要求に基づいてキーパー要求とストラグラー要求とに分割する段階と、

(A2) 前記キーパー要求を所定のルーティングアルゴリズムに従って完全なネットワークトポロジーを表わすグラフに係るリンク上でルーティングする段階と、

(A3) 前記完全グラフ中の前記キーパー要求をルーティングするように指定されたリンクを用いて前記完全ネットワークトポロジーの一部を表わすサブグラフを構成する段階と、を有することを特徴とする請求項1に記載のネットワーク設計方法。

【請求項3】 前記 (A) 増強段階が、さらに、

(A4) 前記キーパー要求から構成された前記サブグラフ中にストラグラー要求を満たす経路が存在するか否かを決定する段階を有することを特徴とする請求項2に記載のネットワーク設計方法。

【請求項4】 前記 (A) 増強段階が、さらに、

(A5) 前記ストラグラー要求を満たす経路が前記サブグラフ内に存在しない場合に前記ストラグラー要求をキーパー要求に変換する段階と、

(A6) 前記要求を前記グラフ内の最短経路に沿ってルーティングする段階と、この際、必要であれば要求される容量を追加し、

(A7) 新たなサブグラフを構成する目的で前記最短経路内に従前のサブグラフには存在しなかったサブグラフリンクを追加する段階と、を有することを特徴とする請求項3に記載のネットワーク設計方法。

【請求項5】 前記増強段階が、さらに、

(A8) 前記ストラグラー要求を満たす経路が前記サブグラフ内に存在する場合には前記サブグラフ内の最短経路に沿って前記要求をルーティングする段階と、

(A9) 前記経路に沿って前記ストラグラー要求を満たす適切な接続性及び容量のうち的一方が存在するか否かを決定する段階と、を有することを特徴とする請求項3に記載のネットワーク設計方法。

【請求項6】 前記増強段階が、さらに、

(A10) 前記ストラグラー要求を満たすのに適切な接続性は存在するが適切な容量が存在しない場合に前記サブグラフ内の前記最短経路に沿って容量を追加する段

階を有することを特徴とする請求項5に記載のネットワーク設計方法。

【請求項7】 前記増強段階が、さらに、

(A11) 前記サブグラフ内に前記ストラグラー要求を満たす経路が存在しない場合にキーパー要求とストラグラー要求との要求値の間の閾値を低下させることによってストラグラー要求をキーパー要求に変換する段階と、

(A12) 前記要求を前記グラフ内の最短経路に沿ってルーティングする段階と、この際、必要であれば要求される容量を追加し、

(A13) 新たなサブグラフを構成する目的で前記最短経路内に従前のサブグラフには存在しなかったサブグラフリンクを追加する段階と、を有することを特徴とする請求項6に記載のネットワーク設計方法。

【請求項8】 前記増強段階が、さらに、

(A14) 既にルーティングされたストラグラー要求のルーティングをやり直して当該ストラグラー要求の再ルーティングを行なう段階を有することを特徴とする請求項7に記載のネットワーク設計方法。

【請求項9】 前記増強段階が、さらに、

(A15) 前記ストラグラー要求を満たす経路が前記サブグラフ内に存在しない場合に前記ストラグラー要求を直接キーパー要求に変換する段階と、前記要求を前記グラフ内の最短経路に沿ってルーティングする段階と、この際、必要であれば要求される容量を追加し、

(A16) 新たなサブグラフを構成する目的で前記最短経路内に従前のサブグラフには存在しなかったサブグラフリンクを追加する段階と、を有することを特徴とする請求項6に記載のネットワーク設計方法。

【請求項10】 前記増強段階が、さらに、

(A17) 既にルーティングされたストラグラー要求のルーティングをやり直して当該ストラグラー要求の再ルーティングを行なう段階を有することを特徴とする請求項9に記載のネットワーク設計方法。

【請求項11】 前記増強段階が、さらに、

(A18) ストラグラー要求を満たす経路が前記サブグラフ内に存在する場合には前記サブグラフ内の最短経路に沿って前記ストラグラー要求をルーティングする段階と、

(A19) 前記経路に沿って前記ストラグラー要求を満たす適切な接続性及び容量のうち的一方が存在するか否かを決定する段階と、を有することを特徴とする請求項2に記載のネットワーク設計方法。

【請求項12】 前記増強段階が、さらに、

(A20) 前記ストラグラー要求を満たすのに適切な接続性は存在するが適切な容量が存在しない場合に前記サブグラフ内の前記最短経路に沿って容量を追加する段階を有することを特徴とする請求項11に記載のネットワーク設計方法。

【請求項13】 前記増強段階が、さらに、

(A21) 前記サブグラフ内に前記ストラグラ要求を満たす経路が存在しない場合にキーパー要求とストラグラ要求との要求値の間の閾値を低下させることによってストラグラ要求をキーパー要求に変換する段階と、

(A22) 前記要求を前記グラフ内の最短経路に沿ってルーティングする段階と、この際、必要であれば要求される容量を追加する及び、

(A23) 新たなサブグラフを構成する目的で前記最短経路内に従前のサブグラフには存在しなかったサブグラフリンクを追加する段階と、を有することを特徴とする請求項12に記載のネットワーク設計方法。

【請求項14】 前記増強段階が、さらに、

(A24) 既にルーティングされたストラグラ要求のルーティングをやり直して当該ストラグラ要求の再ルーティングを行なう段階を有することを特徴とする請求項13に記載のネットワーク設計方法。

【請求項15】 前記増強段階が、さらに、

(A25) 前記ストラグラ要求を満たす経路が前記サブグラフ内に存在しない場合に前記ストラグラ要求を直接キーパー要求に変換する段階と、前記要求を前記グラフ内の最短経路に沿ってルーティングする段階と、この際、必要であれば要求される容量を追加し、

(A26) 新たなサブグラフを構成する目的で前記最短経路内に従前のサブグラフには存在しなかったサブグラフリンクを追加する段階と、を有することを特徴とする請求項12に記載のネットワーク設計方法。

【請求項16】 前記増強段階が、さらに、

(A27) 既にルーティングされたストラグラ要求のルーティングをやり直して当該ストラグラ要求の再ルーティングを行なう段階を有することを特徴とする請求項15に記載のネットワーク設計方法。

【請求項17】 前記方法が、さらに、

(C) 前記ネットワークポロジが十分に最適化されたか否かを決定する目的でネットワーク費用値を計算する段階を有することを特徴とする請求項1に記載のネットワーク設計方法。

【請求項18】 パケットベースのネットワークを設計する装置において、

リンク及び関連する容量を有する初期ネットワークポロジを付加リンク及び容量のうち的一方で増強する少なくとも一つのプロセッサと、ここで、前記プロセッサは少なくとも単一の接続に係るフロー要求が前記パケットベースネットワークにおいてルーティングされうようになるまで前記増強を反復し、

前記初期ネットワークポロジ及び前記増強されたネットワークポロジのうちの単一あるいは複数個をストアするメモリと、を有することを特徴とするネットワーク設計装置。

【請求項19】 前記プロセッサが、さらに、

エンドツーエンド要求フローをそれらに係る最小スループット要求に基づいてキーパー要求とストラグラ要求とに分割し、前記キーパー要求を所定のルーティングアルゴリズムに従って完全なネットワークポロジを表わすグラフに係るリンク上でルーティングし、及び、前記完全グラフ中の前記キーパー要求をルーティングするように指定されたリンクを用いて前記完全ネットワークポロジの一部を表わすサブグラフを構成することによって増強を実行することを特徴とする請求項18に記載のネットワーク設計装置。

【請求項20】 前記プロセッサが、さらに、

前記キーパー要求から構成された前記サブグラフ中にストラグラ要求を満たす経路が存在するか否かを決定することによって増強を実行することを特徴とする請求項19に記載のネットワーク設計装置。

【請求項21】 前記プロセッサが、さらに、

前記ストラグラ要求を満たす経路が前記サブグラフ内に存在しない場合に前記ストラグラ要求をキーパー要求に変換し、

前記要求を前記グラフ内の最短経路に沿って必要であれば要求される容量を追加しつつルーティングし、新たなサブグラフを構成する目的で前記最短経路内に従前のサブグラフには存在しなかったサブグラフリンクを追加することによって前記増強を実行することを特徴とする請求項20に記載のネットワーク設計装置。

【請求項22】 前記プロセッサが、さらに、

前記ストラグラ要求を満たす経路が前記サブグラフ内に存在する場合には前記サブグラフ内の最短経路に沿って前記要求をルーティングし、

前記経路に沿って前記ストラグラ要求を満たす適切な接続性及び容量のうち的一方が存在するか否かを決定することによって前記増強を実行することを特徴とする請求項20に記載のネットワーク設計装置。

【請求項23】 前記プロセッサが、さらに、

前記ストラグラ要求を満たすのに適切な接続性は存在するが適切な容量が存在しない場合に前記サブグラフ内の前記最短経路に沿って容量を追加することによって前記増強を実行することを特徴とする請求項22に記載のネットワーク設計装置。

【請求項24】 前記プロセッサが、さらに、

前記サブグラフ内に前記ストラグラ要求を満たす経路が存在しない場合にキーパー要求とストラグラ要求との要求値の間の閾値を低下させることによってストラグラ要求をキーパー要求に変換し、

必要であれば要求される容量を追加して前記要求を前記グラフ内の最短経路に沿ってルーティングし、

新たなサブグラフを構成する目的で前記最短経路内に従前のサブグラフには存在しなかったサブグラフリンクを追加することによって前記増強を実行することを特徴と

する請求項 23 に記載のネットワーク設計装置。

【請求項 25】 前記プロセッサが、さらに、既にルーティングされたストラグラー要求のルーティングをやり直して当該ストラグラー要求の再ルーティングを行なうことによって前記増強を実行することを特徴とする請求項 24 に記載のネットワーク設計装置。

【請求項 26】 前記プロセッサが、さらに、前記ストラグラー要求を満たす経路が前記サブグラフ内に存在しない場合に前記ストラグラー要求を直接キーパー要求に変換し、

必要であれば要求される容量を追加して前記要求を前記グラフ内の最短経路に沿ってルーティングし、新たなサブグラフを構成する目的で前記最短経路内に従前のサブグラフには存在しなかったサブグラフリンクを追加することによって前記増強を実行することを特徴とする請求項 23 に記載のネットワーク設計装置。

【請求項 27】 前記プロセッサが、さらに、既にルーティングされたストラグラー要求のルーティングをやり直して当該ストラグラー要求の再ルーティングを行なうことによって前記増強を実行することを特徴とする請求項 26 に記載のネットワーク設計装置。

【請求項 28】 前記プロセッサが、さらに、ストラグラー要求を満たす経路が前記サブグラフ内に存在する場合には前記サブグラフ内の最短経路に沿って前記ストラグラー要求をルーティングし、前記経路に沿って前記ストラグラー要求を満たす適切な接続性及び容量のうちの一方が存在するか否かを決定することによって前記増強を実行することを特徴とする請求項 19 に記載のネットワーク設計装置。

【請求項 29】 前記プロセッサが、さらに、前記ストラグラー要求を満たすのに適切な接続性は存在するが適切な容量が存在しない場合に前記サブグラフ内の前記最短経路に沿って容量を追加することによって前記増強を実行することを特徴とする請求項 28 に記載のネットワーク設計装置。

【請求項 30】 前記プロセッサが、さらに、前記サブグラフ内に前記ストラグラー要求を満たす経路が存在しない場合にキーパー要求とストラグラー要求との要求値の間の閾値を低下させることによってストラグラー要求をキーパー要求に変換し、必要であれば要求される容量を追加して前記要求を前記グラフ内の最短経路に沿ってルーティングし、新たなサブグラフを構成する目的で前記最短経路内に従前のサブグラフには存在しなかったサブグラフリンクを追加することによって前記増強を実行することを特徴とする請求項 29 に記載のネットワーク設計装置。

【請求項 31】 前記プロセッサが、さらに、既にルーティングされたストラグラー要求のルーティングをやり直して当該ストラグラー要求の再ルーティングを行なうことによって前記増強を実行することを特徴と

する請求項 30 に記載のネットワーク設計装置。

【請求項 32】 前記プロセッサが、さらに、前記ストラグラー要求を満たす経路が前記サブグラフ内に存在しない場合に前記ストラグラー要求を直接キーパー要求に変換し、

必要であれば要求される容量を追加して前記要求を前記グラフ内の最短経路に沿ってルーティングし、新たなサブグラフを構成する目的で前記最短経路内に従前のサブグラフには存在しなかったサブグラフリンクを追加することによって前記増強を実行することを特徴とする請求項 29 に記載のネットワーク設計装置。

【請求項 33】 前記プロセッサが、さらに、既にルーティングされたストラグラー要求のルーティングをやり直して当該ストラグラー要求の再ルーティングを行なうことによって前記増強を実行することを特徴とする請求項 32 に記載のネットワーク設計装置。

【請求項 34】 前記プロセッサが、さらに、前記ネットワークポロジが十分に最適化されたか否かを決定する目的でネットワーク費用値を計算することを特徴とする請求項 18 に記載のネットワーク設計装置。

【請求項 35】 機械によって読みとり可能な単一あるいは複数個のプログラムを含む媒体を有するパケットベース通信ネットワーク設計装置において、前記プログラムが、実行された場合に、

リンク及び関連する容量を有する前記パケットベース通信ネットワークの初期ネットワークポロジを付加リンク及び容量のうちの一方で増強する段階少なくとも単一の接続に係るフロー要求が前記パケットベースネットワークにおいてルーティングされうるようになるまで前記増強段階を反復する段階をインプリメントすることを特徴とするネットワーク設計装置。

【請求項 36】 パケットベース通信ネットワークを設計する方法においてリンク及び関連する容量を有する初期ネットワークポロジ中の単一あるいは複数個のリンクをデロードする段階と、ここで、前記単一あるいは複数個のリンクは、前記パケットベース通信ネットワーク内でルーティングされる少なくとも一つの接続に関連するトラフィック要求に関して比較的軽い負荷を有し、あらゆるリンクの除去がネットワーク費用の著しい低減をもたらさないと考えられるようなリンクネットワークポロジが実現されるまで前記デロード段階を反復する段階とをインプリメントすることを特徴とするネットワーク設計方法。

【請求項 37】 前記デロード段階が、さらに、調節可能な利用閾値に基づいて前記トラフィック要求に関する比較的軽い負荷を有する候補リンクを識別する段階と、

前記トラフィック要求と各々の候補リンクを通過するフローのホップ数との積の総和を計算する段階と、

7
最小の総和を有する候補リンクを選択して前記リンクを前記ネットワークポロジから一時的に除去する段階と、
前記一時的に除去されたリンクを除く前記ネットワークポロジに係るネットワーク費用値を計算する段階と、
前記ネットワーク費用値が低減される場合に新たなネットワークポロジを構成する目的で前記一時的に除去されたリンクを前記ネットワークポロジから除去する段階と、
前記ネットワーク費用が低減されない場合に前記一時的に除去されたリンクを前記ネットワークポロジに再挿入する段階と、を有することを特徴とする請求項 36 に記載のネットワーク設計方法。

【請求項 38】 前記方法が、さらに、前記ネットワークポロジが十分に最適化されたか否かを決定する目的でネットワーク費用値を計算する段階を有することを特徴とする請求項 36 に記載のネットワーク設計方法。

【請求項 39】 パケットベース通信ネットワークを設計する装置においてリンク及び関連する容量を有する初期ネットワークポロジ中の単一あるいは複数のリンクをデロードする少なくとも一つのプロセッサと、ここで、前記単一あるいは複数のリンクは、前記パケットベース通信ネットワーク内でルーティングされる少なくとも一つの接続に関連するトラフィック要求に関して比較的軽い負荷を有している当該プロセッサは、あらゆるリンクの除去がネットワーク費用の著しい低減をもたらさないと考えられるようなリンクネットワークポロジが実現されるまで前記デロード段階を反復し、候補リンク、ネットワークポロジ、及びネットワーク費用よりなる単一あるいは複数のリストをストアするメモリとを有することを特徴とするネットワーク設計装置。

【請求項 40】 前記プロセッサが、さらに、調節可能な利用閾値に基づいて前記トラフィック要求に関する比較的軽い負荷を有する候補リンクを識別し、前記トラフィック要求と各々の候補リンクを通過するフローのホップ数との積の総和を計算し、最小の総和を有する候補リンクを選択して前記リンクを前記ネットワークポロジから一時的に除去し、前記一時的に除去されたリンクを除く前記ネットワークポロジに係るネットワーク費用値を計算し、前記ネットワーク費用値が低減される場合に新たなネットワークポロジを構成する目的で前記一時的に除去されたリンクを前記ネットワークポロジから除去し、前記ネットワーク費用が低減されない場合に前記一時的に除去されたリンクを前記ネットワークポロジに再挿入することによって前記リンクデロードを実行することを特徴とする請求項 39 に記載のネットワーク設計装

置。

【請求項 41】 前記プロセッサが、さらに、前記ネットワークポロジが十分に最適化されたか否かを決定する目的でネットワーク費用値を計算することを特徴とする請求項 39 に記載のネットワーク設計装置。

【請求項 42】 機械によって読みとり可能な単一あるいは複数のプログラムを含む媒体を有するパケットベース通信ネットワーク設計装置において、前記プログラムが、実行された場合に、
10 リンク及び関連する容量を有する初期ネットワークポロジ中の単一あるいは複数のリンクをデロードする段階と、ここで、前記単一あるいは複数のリンクは、前記パケットベース通信ネットワーク内でルーティングされる少なくとも一つの接続に関連するトラフィック要求に関して比較的軽い負荷を有し、あらゆるリンクの除去がネットワーク費用の著しい低減をもたらさないと考えられるようなリンクネットワークポロジが実現されるまで前記デロード段階を反復する段階とをインプリメントすることを特徴とするネットワーク設計装置。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】 本発明はパケットベースネットワークの設計方法及びその装置に関し、特に性能を保証した IP (インターネットプロトコル) ネットワークの設計に関する。

【0002】

【従来の技術】 従来技術に係る IP ネットワークは、その能力に係る企画・設計の最適化が非常に限られた状態で構築されてきた。これらのネットワークは、性能を保証せず、“できるだけ努力をすることによって実現されるサービス”のみを提供している。しかしながら、顧客の期待は、IP ネットワークが予測可能な性能を提供するように設計されることによって初めて充足される。特に、ネットワークサービスプロバイダは、彼ら自身の仮想プライベートネットワーク (VPN) 顧客に対して、帯域保証をサポートしなければならない。

【0003】 加えて、あらゆるネットワーク設計に係る考慮事項に含まれるべきことは、与えられたネットワークにおいて用いられるネットワークルータには複数のタイプが存在する、という事実である。例えば、ルーセント・テクノロジー (Lucent Technologies, Inc., New Jersey 州 Murray Hill) 社より市販されている Lucent's PacketStar™ IP スイッチは、重み付け公平キューイング (WFQ) 及び最長キュードロップ (LQD) を用いたフロー毎キューイングを含む、斬新なトラフィックスケジューリング並びにバッファ管理能力を有しており、非常に高いレベルのリソース利用率を達成しつつ VPN に対する最小帯域保証を行なうことを可能にしている。他

方、既存のレガシールータは、適切なフロー分離をサポートせず、それらの先入れ先出し（FIFO）スケジューリングが、ランダム早期検出（RED）バッファ管理ポリシーと組み合わせた場合においてさえも、VPN間で共有される帯域にわずかの制御しか行なうことができず、スループットがTCP（トランスミッション制御プロトコル）の動的性質によって大きく影響を受けてしまう。このTCPは、IPネットワークにおいて最も多く用いられている転送プロトコルである。

【0004】

【発明が解決しようとする課題】従って、ユーザ、すなわちネットワークデザイナーに、同一（同種）あるいは異なった（異種）タイプのルータを有し、例えばVPN等の種々のアプリケーションに関して実質的な性能の保証を実現するIPネットワークを設計することを可能にする、ネットワーク設計ツールに関する要求が存在する。詳細に述べれば、デザイナーによって与えられる仕様に基づいてワーストケース及び最良の必要リンク容量を自動的に計算し、ネットワークのトポロジを最適化し、及び、ネットワークにおける最適ルータ配置を決定する設計ツールに係る要求が存在する。

【0005】

【課題を解決するための手段】本発明は、既存のIPネットワーク、例えば“最大の努力”基準の下に設計されたネットワークなどと比較して、実質的に改善された性能を有するIPネットワークを設計する方法及び装置を提供する。詳細に述べれば、本発明は、ワーストケース及び最良のリンク能力要求を自動的に計算し、ネットワークのトポロジを最適化し、及び、ネットワークにおける最適ルータ配置を決定する方法及びその装置を含んでいる。

【0006】本発明の第一の側面においては、ネットワークのリンクに係る必要リンク容量を計算する方法及びその装置が提供される。詳細に述べれば、最大及び最小リンク容量限界が計算可能であって、ユーザに、種々の設計パラメータの関数としてワーストケース及び最良の結果を提供する設計方法論が提供される。すなわち、与えられたネットワークトポロジ、特定のIP要求及びネットワーク遅延に関して、本発明に係る設計方法は、ユーザが、与えられたネットワークの各々のリンクに係る種々のネットワーク混雑シナリオ、例えばネットワーク全体に係る複数個のボトルネック事象の発生など、に係る必要リンク容量を計算することを可能にする。本発明に係る設計方法においては、ユーザは、特定のトポロジが与えられると、そのネットワークのどの位置に特定のボトルネックが存在しているかを知ることが必要とせず、IPネットワークを設計することが可能である。さらに、本発明に係るリンク容量計算法は、与えられた要求内に単一あるいは複数個の接続が存在するような場合も取り扱う。

【0007】本発明に係る第二の側面においては、ネットワーク設計に関連するネットワークトポロジを最適化する方法及び装置が提供される。詳細に述べれば、最適ネットワークトポロジが、本発明に従って、全体としてのネットワークコストの低減を指向するように定式化される。ある実施例においては、ネットワークトポロジにあまり用いられないリンクを付加することではなく、ある既存のリンクのスペア容量に係るわずかな要求をバックすることによって、ネットワークコストの低減を指向する反復増強法が提供される。別の実施例では、最適ネットワークトポロジを構成する目的で、負荷の軽い識別されたリンクを除去することによってネットワークコストの低減を指向する反復デロード法が提供される。

【0008】本発明に係る第三の側面においては、ネットワークコスト削減を最大にすることを目指して既存のネットワークにおけるFIFO/REDルータを置換するためのWFQ/LQDルータの配置を決定する方法及び装置が提供される。本発明に係る方法は、混合整数プログラミングモデルを利用することによってこの種の決定を実現する。

【0009】

【発明の実施の形態】以下、本発明は、VPNの枠組みの中で記述される。しかしながら、本発明はそのようなアプリケーションあるいはシステムに限定されているのではない。本明細書に記述されている考え方は、あらゆるIPアプリケーション及びシステムアーキテクチャを含むあらゆるタイプのパケットベースのネットワークに対して適用可能である。さらに、本明細書において用いられている“プロセッサ”という術語は、CPU（中央処理ユニット）及び関連するメモリを含むあらゆる処理デバイスを包含することを企図したものである。本明細書において用いられる“メモリ”という術語は、プロセッサあるいはCPUに関連するメモリ、例えばRAM、ROM、固定記憶デバイス（例えばハードディスクドライブ）、あるいはリムーバブル記憶デバイス（例えばフロッピーディスク）等を含むものである。加えて、処理デバイスは、例えばキーボードのような、処理ユニットにデータを入力する単一あるいは複数個の入力デバイス、及び、CRTディスプレイ及び/あるいはプリンタのような、処理ユニットに係る結果を出力する単一あるいは複数個の出力デバイスを有している。さらに、プロセッサに関連する種々の要素が他のプロセッサによって共有される場合もあり得ることに留意されたい。従って、本明細書において記述されている、本発明に係る方法を実行するソフトウェアインストラクションすなわちコードは、単一あるいは複数個の関連するメモリデバイス（ROM、固定あるいはリムーバブル記憶装置）にストアされており、用いられる場合には、RAMにロードされてCPUによって実行される。さらに、特に明示し

ない限り、本明細書においては、“ノード”、“スイッチ”、“ルータ”という術語が相互に交換可能であることにも留意されたい。

【0010】前述されているように、サービス品質(QoS)保証をした最適IPネットワーク設計は、研究上の既知の重要な問題である。実際、インターネットの商用利用及びビジネスのインターネットに対する依存の急増のために、IPネットワークは非常に重要な使命を担うように変質してきており、今日のIPネットワークにおける“最大の努力”によるサービスという方針はもはや適切ではない。本発明は、例えばVPN等のその種のネットワークに対する帯域及び他のQoSを提供するIPネットワークの設計に係る方法論を提供する。例えば、ネットワークの接続性及びトラフィックに係る要求が与えられると、本発明に係る設計手続きは、ネットワークトポロジー、及び、当該ネットワークにおける全てのルータが例えばPacketStar IPスイッチのようにWFQ/LQD機能を有している場合に前記要求を充足する、対応するリンク容量を生成する。同様のことが、FIFO/RED方式を用いる旧来のルータを用いた場合に係る第二の設計においてもなされる。その後、ネットワークコストの定量的な削減量の観点から、比較がなされる。この比較を実現するために、FIFOスケジューリングをREDと共に用いた場合のTCPスループット性能に係るモデルが使用される。上述の双方の場合において、開放最短経路第一(OSPF)ルーティングプロトコルによって課せられる制限が考慮される。さらに、本発明は、従来技術に係るルータネットワークを、旧来のルータをWFQ/LQDルータに置換することによって性能保証を有するネットワークに転換するためのルータ配置問題も取り扱う。詳細に述べれば、本発明に係る方法は、ネットワークコストを最大限削減する目的でWFQ/LQDルータが導入されるべき、ネットワーク内の戦略的位置を識別する。

【0011】図1は、本発明に従ったIPネットワーク設計システムの実施例を示すブロック図である。IPネットワーク設計システム10は、それ自体、複数の、互いに相互に接続された機能プロセッサ、すなわち、ルーティングプロセッサ12、ルーティングプロセッサ12に機能的に接続されたワーストケース必要リンク容量プロセッサ14、ワーストケース必要リンク容量プロセッサ14に機能的に接続された最良リンク容量設計プロセッサ16、ワーストケース必要リンク容量プロセッサ14に機能的に接続されたネットワークトポロジー最適化プロセッサ18、及び、最良リンク容量プロセッサ16に機能的に接続されたルータ置換プロセッサ20、を有している。図1に示された機能プロセッサ12から20は、それぞれ専用の処理デバイス(例えば、CPU及び関連するメモリ)によってインプリメントされることも可能であり、また、集散的に単一あるいは複数の処

理デバイスによってインプリメントされることも可能である。すなわち、本発明に係るIPネットワーク設計システム10は、単一の処理デバイスあるいは複数の処理デバイスのいずれによってもインプリメント可能である。

【0012】IPネットワーク設計システム10への入力及び関連する方法論として、すなわち、ストアされたデータ信号の形態あるいは処理デバイスへの設計システムユーザによる入力で、バックボーンネットワークの初期トポロジーが、グラフ $G=(V, E)$ の形態で入力される。ここで、 V は存在点(POPすなわちルータが位置する点)に対応するノードの組であり、 E はPOP間の直接接続を実現するリンクの組である。以下に説明されているように、初期ネットワークトポロジーは、ネットワークトポロジー最適化プロセッサ18によって与えられることも可能である。さらに、システムへの入力として、マイレージベクトル $L=[L_1, L_2, \dots, L_{|E|}]$ が与えられる。ここで、 L_1 は、 E に属するリンク1の実際の長さである。さらに、ポイントツーポイントIPトラフィック要求の組も設計システム10へ供給される。ここで、各々のIPフロー要求 i は、次式にて表わされる f_i によって与えられる。

$$f_i = (s_i, t_i, a_i, n_i, d_i, _r_i)$$

ここで、 s_i 及び t_i は、それぞれ V 内のソース及びデスティネーションノードであり、 a_i はトランスポートプロトコルタイプ(TCPあるいはUDP(データグラム使用プロトコル))、 n_i は当該フロー中におけるTCPあるいはUDP接続の個数、 d_i は当該フローが双方向であると仮定した場合の最小スループット要求の総数、及び、 $_r_i$ はソース側顧客サイトから s_i へのアクセスリンク速度とデスティネーション側顧客から t_i へのアクセスリンク速度とのうちの最小値である。ここで、 F が全ての f_i を含む組とし、 F_1 を、あるルーティングアルゴリズム R に従ってリンク1を通過するようにルーティングされた F の要素からなるサブセットとする。選択されたルーティングアルゴリズム R は、上述された入力に基づいて、ルーティングプロセッサ12(図1)によって実行される。ルーティングプロセッサ12の出力(図1において参照符号Aによって示されているもの)は、要求フロー及びネットワークトポロジーの関数としてのルーティング情報、すなわち、各々のリンク上に見出されるフロー(トラフィック)つまり各リンクを通過する f_i である。

【0013】本発明に係る設計システムは、標準的なOSPFプロトコルにおいて用いられているものと同様の最短経路ルーティングにフォーカスしている。最短経路は、 E における各々のリンク1に係る与えられたリンク長 l_1 に基づいて計算される。ここで、 $\rightarrow l=[l_1, l_2, \dots, l_{|E|}]$ をこれらのリンク長より構成されるベクトルとする。タイブレーク方式が用いられ、あらゆ

るソースとデスティネーションとの間には単一のルートが存在する、ということ仮定する。リンク 1 の容量を C_1 とし、ネットワーク全体において用いられる基幹回線の大きさ（すなわち容量）が単一の値であるという仮定の下に、 C_1 が基幹回線容量（例えば、DS3、OC3 等）によって表現されるとする。さらに、 $\rightarrow C = [C_1, C_2, \dots, C_{|E|}]$ がリンク容量ベクトルを表わすとする。

【0014】一般に、ネットワーク設計システム 10 及びその関連する方法は、なにかんなく、以下の容量割り当て問題を取り扱う。F によって与えられるスループット要求が充足され、その一方で総ネットワークコストを最小化する、必要とされる容量ベクトル $\rightarrow C$ を見出すこと。ここで、E におけるリンクのサブセットに対してゼロ容量を割り当てることにより、G のトポロジーが、接続性を低減することによって実効的に変更されることが可能であり、その結果、要求のルーティングに影響を及ぼす。後に議論されるように、本発明に係る IP ネットワーク設計方法は、トポロジー最適化も含んでいる。

【0015】図 2 に示されているように、本発明に係るシステムにおいて用いられる一般的な設計アルゴリズム 200 の一実施例は、次のようなものである。まず、各々のリンクにおけるトラフィックミックス F_1 が（ルーティングプロセッサ 12 によって）、（最適化プロセッサ 18 から与えられる）G のサブグラフである初期ネットワークトポロジー G_0 、ルーティングアルゴリズム R、リンク長ベクトル $\rightarrow l$ 、及び IP 要求の組 F に基づいて計算される（ステップ 202）。次に、F1 内の帯域要求を充足するために必要とされる各々のリンクの容量が、（必要リンク容量プロセッサ 14 及び 16 によって）ネットワーク内のルータのタイプ、混雑シナリオに係る相異なった仮定、そしてある場合には TCP 要求のエンドツーエンド遅延に基づいて計算される（ステップ 204）。その後、本発明に係る設計システムは、（最適化プロセッサ 18 によって）最終的なネットワーク設計が得られたか否かを決定する（ステップ 206）。得られていない場合には、ステップ 208 において、ネットワークトポロジーに対して（最適化プロセッサ 18 による）摂動が加えられ、ステップ 202 及び 204 に従って新たなネットワークコストが評価される。この設計反復は、最終的なネットワーク設計が得られるまで反復される。最終設計の結果は、（ステップ 210 において）、例えば当該設計システムのユーザに対して表示される情報の形態で出力される。この出力結果には、（1）ベクトル $\rightarrow C$ 、（2）各々のトラフィックフロー f_i に係るルート、及び、（3）対応するネットワークコスト、が含まれる。

【0016】本発明に係る方法の重要な機能の一つは、同種の場合、すなわち、従来技術に係る FIFO/RED ルータあるいは WFQ/LQD ルータのいずれかしか

含まないようなネットワークと、異種の場合、すなわち双方のルータタイプの混合の場合との双方が適応させられ得る、という点である。さらに、本発明に係る方法は、旧来の FIFO/RED ルータネットワークへの WFQ/LQD ルータの最適配置を見出すためのコアエンジンとしても機能する。

【0017】本発明の主要な側面への参照を容易にする目的で、以下の記述はいくつかの節に分割される。節 1.0 においては、あらゆる与えられた TCP/UDP スループット要求を充足する目的で必要とされるリンク容量の本発明に従った推定が説明される。この際、ワークステーションリンク容量設計要求プロセッサ 14 及び最良リンク容量設計プロセッサ 16 が用いられる。ネットワークトポロジー最適化プロセッサ 18 によって実行される本発明に従ったネットワークトポロジー最適化は、節 2.0 で記述される。節 3.0 においては、ルータ置換プロセッサ 20 によって計算される本発明に従った異種ルータネットワークにおける WFQ/LQD ルータの最適配置が説明される。IP ネットワーク設計事例が節 4.0 において与えられる。節 5.0 は、節 1.0 を参照して、FIFO/RED の下でのスループット割り当ての説明が提供される。節 6.0 は、節 3.0 で説明された本発明に係るルータ配置実施例を参照して、NP ハードネスの説明がなされる。加えて、参照をより容易にする目的で、それぞれの節はさらに小項目に分割されている。

【0018】本発明に係る方法論の一つの注目点は、TCP がプライマリトランスポートプロトコルとして用いられる IP ベースの VPN に関して帯域保証を行なうことであるので、本発明は、ネットワーク内のリンクを介してルーティングされる TCP 接続群の各々に係る与えられた要求の組を保証するために、当該リンクがどのくらいの容量を有する必要があるかを決定する。通常、接続の各群は相異なった VPN に属していて、その VPN のポイントツーポイント要求のうちの一つを表わしている。この問題に対する回答は、特に当該ネットワークにおけるルータにおいて用いられるバケットスケジューリング及びバッファ管理戦略に依存する。今日のインターネットにおいて最もポピュラーなルータは、パケットドロップポリシーとして RED を用いる FIFO スケジューリングを使用している。しかしながら、PacketStar IP スイッチなどの先進的な次世代ルータは、公平性を有して VPN レベルで帯域保証を実現し、フロー（すなわち接続）レベルで分離特性を実現する目的で、最長キュードロップ（LQD）ポリシーを用いる WFQ スケジューラを利用する。以下に明らかにされるように、RED と組み合わせられた従来技術に係る FIFO は、LQD と組み合わせられた WFQ（WFQ/LQD）よりもより大きなリンク容量を有するように設計されていない限り、帯域保証を実現することは通常不可能である。

【0019】リンク容量プロセッサ14、16は、要求されるフローに係る要求、選択されたスケジューリング及びバッファ方式が与えられると、回線容量要求を計算する。以下に、FIFO/RED方式を用いることによって問題となる設計面での考慮事項が、リンク容量設計プロセッサ14、16によってインプリメントされるこれら設計問題を処理する方法論と共に議論される。その後、WFQ/LQD方式に係る設計上の考慮事項が議論される。この際、それらに係る必要リンク容量は、プロセッサ14あるいは16のいずれかによって計算される。最後に、本発明に従ったリンク容量設計方法のいくつかの実施例が詳細に説明される。

【0020】1.1 ランダム早期検出法を用いるファーストイン・ファーストアウト(FIFO/RED)容量 c_i^{FIFO} を有するボトルネックリンク l を介してルーティングされるTCP接続の組 F_l を考える。FIFO/REDの下で各TCPソースが食欲に混雑回避領域で動作するものと仮定すると、節5.0において説明されているように、S.Floyd, "パケット交換ネットワークにおける複数の混雑したゲートウェイを有する接続", ACM Computer Comm. Review, Vol. 21, No. 5, pp. 30-47 (1991年10月)及び、M. Mathies, J. Semke, J. Mahdavi, and T. Ott, "TCP混雑回避アルゴリズムの巨視的振る舞い", ACM Computer Comm. Review, Vol. 27, No. 3, pp. 67-82 (1997年7月)による結果に基づいて、 F_l に属するあらゆる与えられた接続 i に関して、リンク容量の共有分が、

【数5】

$$r_i^l = \frac{w_i}{\sum_{j \in F_l} w_j} \text{ITALC}_l^{FIFO}, w_i = \frac{1}{\tau_i \sqrt{h_i}} \quad (2)$$

によって与えられる。与えられた要求 i 内のTCP接続の個数 n_i が実際の要求の値 d_i に比例すると仮定すると、式(2)は、

【数7】

$$r_i^l = \frac{w_i}{\sum_{j \in F_l} w_j} c_l^{FIFO} \quad (3)$$

【数8】

$$c_l^{FIFO} = \max_{i \in F_l} \left\{ d_i \frac{\sum_{j \in F_l} w_j}{w_i} \right\} \quad (5)$$

によって与えられることを意味している。この際、 w_i ($i \in F_l$) は、式(4)によって与えられる。リンク容量 c_l^{FIFO} は、明らかに全ての要求の総和以上である。

*によって与えられる。ここで、 τ_i 及び h_i は、それぞれ、接続 i の経路におけるラウンドトリップ遅延(RTD)及び混雑したリンクの個数である。混雑したリンクとは、そのキューにおいてパケットロスが生ずるほどの高い負荷を有するリンクを表わしており、それに対して混雑していないリンクとは、パケットロスが発生しないリンクを表わしている。言い換えれば、リンク容量は、競合するTCP接続の間で、式(1)によって与えられる重みに比例して共有される。この重みは、ラウンドトリップ時間 τ 及び h の2乗根との積の逆数である。ここで、以下の、FIFO/REDとWFQ/LQDとの間の基本的な差異に留意されたい。双方の場合とも、あらゆる接続のリンク共有は、その重みに比例する。WFQ/LQDの場合には、以下に説明されているように、接続に係る重みはネットワークオペレータの制御下であり、任意に設定されうる。しかしながら、FIFO/REDにおいては、重みは接続経路の特徴、つまり τ 及び h によって決定付けられており、ほとんど制御不能である。

【0021】与えられたVPNにおける各々のポイントツーポイント要求 i は、現実には複数のTCP接続に対応しており、それら各々が同一の重み w_i を有している。なぜなら、それら全体が、 τ_i 及び h_i によって特徴付けられる同一の最短経路を実現しているからである。ここで、 n_i を、 F_l に属する要求 i を構成するTCP接続の個数とする。式(1)より、要求 i によって獲得されるリンク共有は、

【数6】

$$w_i = \frac{d_i}{\tau_i \sqrt{h_i}} \quad (4)$$

となる。

【0022】要求を充足するリンク容量 c_l^{FIFO} を有するためには、 $\forall i \in F_l$ なる i に関して、 $r_i^l \geq d_i$ が必要である。このことは、全ての要求を充足する最小リンク容量が

【数9】

【数10】

$$c_l^{FIFO} \geq \sum_{i \in F_l} d_i$$

さらに、 i^* を式(5)において最大値を取る要求とす

るとき、式(3)及び式(5)を組み合わせることによって、

【数11】

$$r_i^* = \frac{w_i}{\sum_{j \in F_i} w_j} d_i^* = \frac{\sum_{j \in F_i} w_j}{w_i^*} = \frac{w_i}{ITAL w_i^*} d_i^*$$

を得る。この際、 $r_{i^*}^* = d_{i^*}^*$ であり、 $r_i^* \geq d_i$ ($\forall i \in F_1$)である。言い換えれば、 i^* は、その必要量が正確に割り当てられた要求であり、他の全ての要求に対してはその必要とされる以上の帯域が割り当てられる。

【0023】式(5)に従って必要とされるリンク容量を計算するために用いられるパラメータは、 d_i 、 τ_i 及び h_i ($i \in F_1$)である。要求 d_i は与えられ、遅延 τ_i (伝播遅延)の固定部分は最短経路から決定されて広い範囲にわたって主要部分であることが期待されるため (キューに係る遅延成分の平均を加えることも可能である)、第三のパラメータ h_i の値のみが自明ではない。

【0024】 h_i の決定の問題を取り扱うために、以下で、いくつかの定義を導入する。 $-h_i$ を、接続 i の最短経路に対応するホップの数とする。明らかに、混雑した

10

ここで、 $I = [I_1, I_2, \dots, I_{|F_1|}]$ を、ネットワーク内の全てのリンクの混雑状況を表わすベクトルとする。この際、 I_j は、リンク j のインジケータであり、リンク j が混雑している場合には1、それ以外の場合は0である。さらに、 $H = [h_1, h_2, \dots, h_{|F_1|}]$ を、各々のエンドツーエンド要求の経路における混雑したリンクの個数よりなるベクトルとする。すなわち、

【数12】

$$h_i = \sum_{j \in p(i)} I_j$$

であり、 $p(i)$ は、要求 i が横断するリンクシーケンス (経路)を表わしている。また、 $H_1 = [h_{11}, h_{12}, \dots, h_{1|F_1|}]$ を、要求 i ($i \in F_1$)に対する h_i よりなるベクトルとする。

【0025】ベクトル I 及び H は、各々、 $\underline{I} = \{0, 1\}^{|E|}$ 及び $\underline{H} = \{0, 1, \dots, -h_i\} \times \dots \times \{0, 1, \dots, -h_{|F_1|}\}$ よりなる組に属する値を取る。ここで、 g を前述されているように定義された

20

と \underline{H} との間のマッピングとする。

【数13】

$$\forall I \in \underline{I}, \forall H \in \underline{H}, H = g(I) \text{ if and only if } h_i = \sum_{j \in p(i)} I_j, i = 1, 2, \dots, |F_1|$$

組 \underline{I} は、 g によって、 \underline{H}_g として表わされる \underline{H} のサブセットにマッピングされ、この \underline{H}_g は、 $\underline{H}_g = \{H \in \underline{H}, \exists I \in \underline{I} \text{ s.t. } H = g(I)\}$ のように表現される、 \underline{H} に属する利用可能な要素よりなる組である。言い換えれば、 $H \in \underline{H}_g$ は、必ずしも全てが利用可能ではない。

【0026】 $\{H\}$ を H_1 ($1 \in E$)の組とする。要求 i に対応する h_i の要素は、 $1 \in p(i)$ を満たす全てのベクトル H_1 、すなわち、接続 i の経路における全てのリンク、に現われる。同一の要求に係る全ての要素が同一である場合には、 $\{H\}$ はコンシステントであるという。 $\{H\}$ がコンシステントである場合には、 h_i に係るベクトル H (ここで、 h_i は全ての H_1 ($1 \in p(i)$)における要求 i の共通要素である)は、 $\{H\}$ の共通ベクトルであると呼称される。さらに、 $\{H\}$ は、(i)それがコンシステントであって、かつ、(ii)その共通ベクトルが利用可能である場合に、利用可

30

*能であるといわれる。

【0027】式(5)におけるリンク容量の計算は、要求 i がリンク 1 におけるシェア r_{i1}^* を (その経路に沿った他のリンクにおけるシェアが r_{i1}^* より小さければ) そのシェアを達成しない、という、ネットワーク全体のシナリオにおける複数のボトルネックの効果を考慮していない。それゆえ、 r_{i1}^* と要求 i の経路における他のリンクの最小シェアとの差異 (これは、 d_{i1} より大きい。なぜなら、 $p(i)$ 内の全てのリンクにおいて $r_{i1}^* \geq d_{i1}$ であるからである。)が、その要求に影響を与えることなく、 c_1^{FIFO} から差し引かれることが可能である。そうでない場合には、この余剰容量は、リンク 1 を通過する、その必要容量が既に満たされた食欲な要求によって取り込まれる。この意味では、式(5)における c_1^{FIFO} を、その必要とされるリンク容量の上限とみなすことができ、それを $-c_1^{\text{FIFO}}$ と書き表わすことにすると、

【数14】

$$-c_1^{\text{FIFO}}(H_1) = \max_{I \in \underline{I}} \left\{ d_{i1} \frac{\sum_{j \in F_1} w_j}{w_i} (H_1) \right\} \quad (6)$$

のように書き直すことができる。ここで、重み w_j の、従って、 $-c_1^{\text{FIFO}}$ の、 H_1 の値に関する依存性を強調したい。さらに、前述された複数ボトルネック効果を考慮することによって、必要とされるリンク容量の下限 $-c_1^{\text{FIFO}}$ が以下のように求められる。 $-c_1^{\text{FIFO}}$ に基づいて、要求 i のシェアが、

【数15】

$$r_i^*(H_1) = -c_1^{\text{FIFO}}(H_1) \frac{w_i}{\sum_{j \in F_1} w_j} (H_1)$$

のように得られる。そして、経路に沿った最小シェアが

50

【数16】

$$r_i(\{H\}) = \min \{r_i^l(H_l), l' \in p(i); \underline{r}_i\} \quad (7)$$

のように計算される。ここで、 $\underline{r}_i \geq d_i$ は、例えばネットワークへのVPNのアクセスリンク速度に起因する、発生しうるあらゆる制限を表わす適切な値にセットされる。式(7)の最小値が $r_i^{1*}(H_{1*})$ に対応する *

$$\underline{c}_i^{FIFO}(\{H\}) = \sum_{l \in F_i} r_i(\{H\}) \quad (8)$$

のように求められる。これは、 H_1 の関数であるだけでなく、 $\{H\}$ のサブセットである H_{1*} ($\forall l' \in p(i)$)の関数である。 \underline{c}_i^{FIFO} が下限である理由は、あらゆる与えられた可能な $\{H\}$ に関して、ある要求のボトルネックをシフトすることにつながる、ある種の要求アイドリングシナリオが存在するからである。このボトルネックシフトによって、アクティブな要求からの必要事項を充足させるために \underline{c}_i^{FIFO} より大きな容 ※

$$\bar{c}_i^{FIFO}(H^{max}) = \max_{H \in H_i} \bar{c}_i^{FIFO}(H_i) \quad (9)$$

【数19】

$$\underline{c}_i^{FIFO}(H^{min}) = \min_{H \in H_i} \underline{c}_i^{FIFO}(\{H\}) \quad (10)$$

ここで、各々の利用可能な $H \in \underline{H}_i$ に関して、対応する H_1 を形成し、 \bar{c}_i^{FIFO} 及び $\underline{c}_i^{FIFO}(\{H\})$ を計算する。必要とされる容量 \underline{c}_i^{FIFO} の正確な値は $\underline{c}_i^{FIFO}(H^{min}) \leq \underline{c}_i^{FIFO} \leq \bar{c}_i^{FIFO}(H^{max})$ を満たす。よって、これらの境界は、 $H \in \underline{H}_i$ の実際の値と ★

$$\bar{c}_i^{FIFO}(H^{max}) = \max_{H \in H_i} \bar{c}_i^{FIFO}(H_i) \quad (11)$$

【数21】

$$\bar{c}_i^{FIFO}(H^{best}) = \min_{H \in H_i} \bar{c}_i^{FIFO}(H_i) \quad (12)$$

ここで、最大及び最小は、可能性にかかわらず H の全ての値に関して考慮する。この際、 H_1^{worst} が、 H_1 を式(6)における各々の i に関して $h_i = -h_i$ でありかつ $j \neq i$ に対して $h_j = 1$ (各々の要求 $i \in F_1$ が少なくともその経路中の混雑したリンクとしてリンク1を有している)であるように選択することによって得られることは明らかである。同様に、 H_1^{best} が、 H_1 を式(6)に☆

$$\bar{c}_i^{FIFO}(H^{best}) \leq \bar{c}_i^{FIFO}(H^{min}) \leq \bar{c}_i^{FIFO}(H_i) \leq \bar{c}_i^{FIFO}(H^{max}) \leq \bar{c}_i^{FIFO}(H^{worst}); \text{ and}$$

$$\underline{c}_i^{FIFO}(H^{min}) \leq \underline{c}_i^{FIFO}(H^{best})$$

ここで、 $\underline{c}_i^{FIFO}(H^{min})$ は、式(9)において最大の代わりに最小を取ることによって規定される。それゆえ、 $\bar{c}_i^{FIFO}(H^{worst})$ は上限として用いられる。 $\bar{c}_i^{FIFO}(H^{best})$ は下限の良好な候補である。なぜなら、 $\bar{c}_i^{FIFO}(H^{best})$ 及び $\underline{c}_i^{FIFO}(H^{min})$ は双方とも $\underline{c}_i^{FIFO}(H^{min})$ より小さく、節5.0で示されているケーススタディにおいては、 $\bar{c}_i^{FIFO}(H^{best}) \leq \underline{c}_i^{FIFO}(\{H\})$ であることが、 H が H^{hop} 及び H^{one} に等しいこと (それぞれ、 $h_i = -h_i$ 、及び $h_i =$

*場合には、リンク1が要求 i に関するボトルネックリンクである。最終的に、 \underline{c}_i^{FIFO} が
【数17】

※量が必要とされる。

【0028】これまで、ネットワーク内の各々のリンク1に係る H_1 の関数として、容量の上限及び下限である \bar{c}_i^{FIFO} 及び \underline{c}_i^{FIFO} について議論された。現実の H_1 がどのようなものであるかがわかっていないため、以下の境界が決定される。

【数18】

★は独立にリンク容量の上限及び下限を与える。これらの境界は計算可能であるが、現実的には、すなわち、より計算を容易にする目的で、境界が次のように与えられる。

【数20】

☆おける各々の i に関して $h_i = 1$ でありかつ $j \neq i$ に対して $h_j = -h_j$ であるように選択することによって得られる。

【0029】しかしながら、定義によって、以下の不等式が存在する。

【数22】

1、 $i = 1, 2, \dots, |F|$ である) に対応する $\{H\}$ の二つの代表的な値に関して示されるからである。 H^{one} は、各々の要求が単一の混雑したリンクをその経路上に有していることに対応し、可能ではない。 H^{hop} は可能であって、全ての要求がアクティブかつ貪欲であり、各々のリンクが少なくとも一つの hop 要求を担っている場合に対応する。これらの方法論に係る実施例は、以下、節1.4において説明される。

50 【0030】次に、以下の議論においては、本発明に係

るシステム 10 を用いる設計者が、スケジューリング／バッファリング方式として WFQ/LQD を選択したと仮定する。PacketStar IP スイッチは、3 層階層構造 WFQ スケジューラを用いることによって出力リンク毎に 64000 フローキューをサポートすることが可能であることが知られている（例えば、V. P. Kumar, T. V. Lakshman, and D. Stiliadis による “ベストエフォート方式を越えて。明日のインターネットにおける差動的サービスに係るルータアーキテクチャ” という表題の論文 (IEEE Comm. Magazine, Vol. 36, No. 5, pp. 152-164 (1998. 5)) を参照）。スケジューラ階層の最上位においては、相異なった VPN 間でリンク容量が分割されており、各々の VPN 内ではそれがアプリケーション分類（例えば、FTP 様の TCP フロー、Telnet 様の TCP フロー、UDP フロー等）に基づいて分割され、最後に、各々のアプリケーション分類の帯域が、さらに、その分類に属するフロー間で分割される（各々の分類内でのフローレベルには通常等しい重みが与えられるが、異なるようにすることも可能である）。

【0031】バッファリソースを効率的に使用する目的で、PacketStar IP スイッチは、全てのフロー間での共有バッファプールのソフト分割を利用する。それぞれのフローは、共有バッファに適切なバケットバックログを維持することが可能である場合には、その重みに対応するリンク容量（リンクシェア）を獲得することが可能である。言い換えれば、WFQ スケジューラは、各々のフローに対してバケット伝送目的で当該リンクにアクセスする公平な機会を提供するが、このことは、当該フローが共有バッファへの不適切なアクセス制御のために適切なバケットバックログを維持できない場合には、リンク容量の公平な共有を必ずしも意味しない。この問題は、例えば、TCP のようなバケットロスに敏感なトラフィックが、未制御 UDP などのバケットロスには敏感でないトラフィックと競合している場合、あるいは、相異なったラウンドトリップ遅延 (RTD) を有する TCP 接続がリンク容量に関して競合している場合、に発生する。最初の状況の場合には、TCP スループットがバケットロスに敏感であるために (TCP ソースは、バケットロスが検出されると、そのウィンドウを小さくすることによってレートを低減する)、バケットロス状況に応じてそのレートを適応させないアプリケーション（非適応 UDP ソースあるいは標準的な TCP の振る舞いに従わない過激な TCP ソースのいずれかである）は、共有バッファプールから不公平なシェアを獲得してしまうことが可能であるからである。相異なった RTD を有する TCP 接続という第二のシナリオは公知の問題であり、例えば、S. Floyd and V. Jacobson による “バケット交換ゲートウェイにおけるトラフィックフェーズ効果” という表題の論文 (Internetworking. Research and Experience, Vol. 3, No. 3, pp. 115-156 (1992. 9)) T. V. Lakshman

and U. Madhow による “TCP/IP を用いたウィンドウベースフロー制御の性能解析。広帯域遅延積及びランダムロスの効果” という表題の論文 (IFIP Trans. High Performance Networking, North Holland, pp. 135-150 (1994)) 等の文献を参照されたい。大きな RTD を有する TCP 接続への不公平さの理由は、混雑回避フェーズにおける TCP の RTD 毎の一定ウィンドウ増大の結果、より小さな RTD を有する接続がそのウィンドウをより速く増大させることが可能になり、それらがその経路におけるあるルータでバックログを作成する際に、そのバックログがより小さな RTD を有する接続に関してより速く成長するからである（なぜなら、バックログは各々の RTD 毎に 1 バケットずつ成長するから）。

【0032】完全バッファ共有に起因するこれらの問題を解決するため、PacketStar IP スイッチは、以下のバッファ管理戦略を利用する。各々のフローには、常に保証されている公称バッファ空間が割り当てられ、バッファ空間が利用可能な場合には、フローバッファの占有がその公称割り当てを超過してなされることが許可される。この公称割り当ては、その接続の帯域遅延積に理想的に比例するように設定されるが、遅延情報が欠落している場合には、WFQ スケジューラ内の当該接続に係る重みに比例するようにセットされる。到着するバケットのためのスペースがバッファ内に確保できない場合には、バッファ内に既に存在しているバケットが押し出される。バケットが破棄されるフローキューは、その公称割り当てを最も超過しているものである（公称割り当てが等しい場合には、このことは最長キューから落とすということに等しい）。前述されているように、小さい RTD を有する TCP フローはその公称割り当て以上の最長キューを有する可能性が高いため、LQD ポリシーは大きな RTD を有する接続に対する不公平性を緩和する。加えて、非適応ソースは長いキューを有する可能性が高く、従って LQD ポリシーによってペナルティを課せられる。

【0033】よって、WFQ によって実現されるフロー分離は、LQD によって実現される保護及び公平性と組み合わせられて、各々のフロー、フロー分類、あるいは VPN のエンドツーエンド要求が、その重みに比例するリンク容量のシェアを獲得することを可能にする（例えば、B. Suter, T. V. Lakshman, D. Stiliadis, and A. K. Choudhury による “フロー毎キューイングを行なう TCP のサポートに係る設計考慮事項” という表題の論文 (Proc. IEEE Infocom, pp. 299-306, San Francisco (1998. 3)) を参照）。

【0034】結果として、スケジューラは重み付けを行ない、公称バッファ割り当てが、与えられたリンク 1 において、ポイントツーポイント VPN 要求 d_i の組を充足するために必要とされるリンク容量が単に要求の総和に等しくなるように、すなわち

【数23】

$$c_i^{WFQ} = \sum_{i \in F_i} d_i \quad (13)$$

であるように設定される。ここで、 F_i はリンク1を介してルーティングされる全VPN要求よりなる組である。しかしながら、WFQ/LQD機能を有するルータと比較して、ルータがFIFO/REDのみをサポートする場合には、同一の要求を満たすためにより大きな容量が必要とされる。

【0035】1. 3 TCPとUDPの双方による容量 10 要求

これまでは、TCPトラフィックのみが必要とされるリンク容量を計算するために考慮されてきており、FIFO*

*O/REDを利用する場合に式(11)及び(12)、WFQ/LQDの場合に式(13)によってそれぞれ境界が与えられてきた。フロー毎キューイングによって分離が実現されるため、WFQ/LQDの場合に関する総必要容量を求めるためには、UDP要求を追加すればよい。ここでは、過激なUDPトラフィックがその要求を越える可能性があまり無いと仮定して、FIFO/REDの場合にも同一の手法を適用する。よって、WFQ/LQDの場合の必要リンク量は

【数24】

$$C_i^{WFQ} = \left[c_i^{WFQ} + \sum_{i \in F_i} d_i^{UDP} \right] \quad (14)$$

によって与えられ、FIFO/REDの場合には、その 上限が ※【数25】

$$\bar{C}_i^{FIFO}(H^{worst}) = \left[\bar{C}_i^{FIFO}(H^{worst}) + \sum_{i \in F_i} d_i^{UDP} \right] \quad (15)$$

その下限が

★ ★【数26】

$$\bar{C}_i^{FIFO}(H^{best}) = \left[\bar{C}_i^{FIFO}(H^{best}) + \sum_{i \in F_i} d_i^{UDP} \right] \quad (16)$$

によって与えられる。さらに、 H^{hop} と H^{one} の二つの特別な場合には、上限及び下限はそれぞれ ☆【数27】

$$\bar{C}_i^{FIFO}(H^{hop}) = \left[\bar{C}_i^{FIFO}(H^{hop}) + \sum_{i \in F_i} d_i^{UDP} \right] \quad (17)$$

【数28】

30 ◆【数29】

$$\underline{C}_i^{FIFO}(H^{hop}) = \left[\underline{C}_i^{FIFO}(H^{hop}) + \sum_{i \in F_i} d_i^{UDP} \right] \quad (18)$$

$$\bar{C}_i^{FIFO}(H^{one}) = \left[\bar{C}_i^{FIFO}(H^{one}) + \sum_{i \in F_i} d_i^{UDP} \right] \quad (19)$$

【数30】

$$\underline{C}_i^{FIFO}(H^{one}) = \left[\underline{C}_i^{FIFO}(H^{one}) + \sum_{i \in F_i} d_i^{UDP} \right] \quad (20)$$

によって与えられる。ここで、 d_i^{UDP} は、要求*i*に係るUDPスループット要求事項を表わしており、シーリング関数 $\Gamma(\cdot)$ は、リンク容量が離散的（トランク回線単位）であることを説明するために導入された。

【0036】1. 4 リンク容量計算実施例

以上に導出されたような式が与えられたので、以下は、本発明に係る方法の種々の実施例を、本発明に係るネットワーク設計システムのユーザによって選択された特定の設計基準に関連する必要リンク容量の計算に関連して示す。以下に記述されているように、以下の方法は、ワーストケースリンク容量設計要求プロセッサ14及び/

あるいは最良リンク容量設計プロセッサ16（図1）によって実行される。

【0037】図3は、本発明に従って、FIFO/REDベースのワーストケース必要リンク容量を計算する方法300である。ここで、 c という文字はTCPトラフィックのみを考慮するリンク容量を表わす一方、 C はTCPとUDP双方のトラフィックを考慮するリンク容量を表わす。従って、式における項からも明らかのように、第一付加項はTDPトラフィックに係る必要リンク容量であり、第二付加項はUDPトラフィックに係る必要リンク容量である。さらに、この種の計算は、ルーティングプロセッサ12及びユーザからの入力に基づいて、ワーストケース必要リンク容量プロセッサ14（図1）によって実行される。従って、この設計方法は、システム10のユーザに、入力された特定の使用に基づい

で、必要とされるリンク容量の計算をリンク毎に提供する。

【0038】ステップ302においては、プロセッサ14は、ルーティングプロセッサ及びユーザから入力パラメータを受け取る。プロセッサ12からの入力には、接続 i に係るポイントツーポイントVPN要求の組である d_i 及びラウンドトリップ遅延 r_i が含まれる。もちろん、これらの入力は、最初にユーザによって規定されたものである。加えて、ユーザは、スケジューリング/バッファリング方式（この例ではFIFO/REDである）、及び混雑オプション H^0 （例えば、 H^{worst} 、 H^{hop} 、及び H^{one} ）を規定する。既に説明されているように、混雑オプションは、ある h_i の値を与えられた設計基準に割り当てるものである。 h_i は、接続 i の経路における混雑したリンクの数を表わす。節1.2で示されたように、 H^{worst} は、式（6）における各々の i に対して、 $h_i = \neg h_i$ かつ $j \neq i$ に関して $h_j = 1$ という条件（ F_i に属する各々の要求 i が、少なくとも、その経路内に混雑したリンクとしてリンク1を有する）の下に H_i を選択することによって得られる。 H^{worst} は式（15）において規定された上限であり、（最良リンク容量プロセッサ16によって計算された）下限 H^{best} と共に、 H の全ての値に適用される。さらに、ステップ303において、 H^{hop} 及び H^{one} が規定される。これらは、それぞれ $h_i = \neg h_i$ 及び $h_i = 1$ （ $i = 1, 2, \dots, |F|$ ）に対応する上限 H^{worst} の特別な値である。 H^{one} は、各々の要求がその経路内に単一の混雑したリンクを有する場合であり、可能ではない。 H^{hop} は可能であって、全ての要求がアクティブかつ貪欲であり、各々のリンクが少なくとも一つの1ホップ要求を担っている場合に対応する。本発明に従って、ユーザはオプション H^0 のみを規定すればよいことに留意されたい。なぜなら、それらに対応する h_i の値はプロセッサ14に係るメモリ内にストアされているからである。

【0039】ステップ304においては、ユーザによって選択されたオプションに依存して、ワーストケース必要リンク容量が計算される。すなわち、現在のネットワークトポロジーにおける各々のリンクのリンク容量が、要求、遅延、スケジューリング/バッファリング方式及び選択された混雑オプションに基づいて計算される。ここで、図3のステップ304において示された H^{worst} 、 H^{hop} 及び H^{one} に係る式は、既に説明された式（15）、（17）、（19）にそれぞれ等しく、式（6）の右边がシーリング関数の第一項として挿入されたものである。最後に、現在のトポロジーの各々のリンクに対する必要リンク容量（図1において参照符号Bにて示されていたもの）が、例えばプロセッサ14に係るディスプレイを介してユーザに出力される。

【0040】図4は、本発明に従ったFIFO/REDベースの最良リンク容量を計算する方法400を示した

流れ図である。それぞれの式における項から明らかなように、第一付加項はTDPトラフィックに係る必要リンク容量であり、第二付加項はUDPトラフィックに係る必要リンク容量である。さらに、これらの計算は、ルーティングプロセッサ12、ユーザ及びワーストケース必要リンク容量プロセッサ14からの入力に基づいて、最良リンク容量設計プロセッサ14によって実行される（なぜなら、シェア r_i が c_i^{FIFO} の関数だからである）。従って、この設計方法により、システム10のユーザが、入力された特定の使用に基づいて、必要とされるリンク容量をリンク毎に計算することが可能になる。

【0041】まず、ステップ402において、プロセッサ16はプロセッサ14と同様の入力、すなわち、ネットワークトポロジー、ソースデスティネーション要求、ラウンドトリップ遅延及びユーザによってなされた混雑選択シナリオを受信する。さらに、プロセッサ14によって計算された必要リンク容量もプロセッサ16に供給される。ユーザは、本発明に従って、オプション H^0 （例えば、 H^{best} 、 H^{hop} 、 H^{one} ）のみを規定する必要がある、ということに留意されたい。なぜなら、それらに対応する h_i の値はプロセッサ16に係るメモリ内にストアされているからである。前述されているように、 H^{best} は、式（6）における各々の i に対して、 $h_i = 1$ かつ $j \neq i$ に関して $h_j = \neg h_j$ という条件の下に H_i を選択することによって得られる。さらに、 H^{hop} 及び H^{one} が、それぞれ $h_i = \neg h_i$ 及び $h_i = 1$ （ $i = 1, 2, \dots, |F|$ ）に対応するものとして、ステップ404で規定される。

【0042】次に、ユーザによって選択されたオプションに基づいて、必要とされる最良リンク容量が計算される。すなわち、現在のネットワークトポロジーにおける各々のリンクのリンク容量が、要求、遅延、スケジューリング/バッファリング方式及び選択された混雑オプションに基づいて計算される。図4のステップ404において示された H^{best} 、 H^{hop} 、 H^{one} に係る式は、前述された式（16）、（18）、（20）と同一のものであり、式（6）の右边が式（16）のシーリング関数の第一項として挿入され、式（8）の右边が式（18）、

（20）のシーリング関数の第一項として挿入されたものであることに留意されたい。最後に、現在のトポロジーにおける各々のリンクに係る必要リンク容量（図1において参照符号Dによって示されていたもの）が、例えばディスプレイを介してユーザに出力される。単一の入力デバイス及び単一の出力デバイスが、本発明に従ったシステム10に係る全てのユーザ選択可能入力及び出力に関して用いられることに留意されたい。従って、プロセッサ16の出力をプロセッサ14の出力と比較して以下の点に注目すべきである。ネットワークトポロジーは変化していない。しかしながら、あるリンクの容量は、ネットワーク全体での複数ボトルネック効果を考慮し

10

20

30

40

50

て、低減されている場合がある。

【0043】図5は、本発明に従った、WFQ/LQDベースのリンク容量 C_1^{WFO} を計算する方法500を示している。この実施例においては、ユーザがWFQ/LQDスケジューリング/バッファリング方式を選択することが仮定されている。このため、限界及び混雑オプションに基づいた計算は不要であり、結果として、各々のリンク1に関してTCP/UDPトラフィックに係るVPN要求 d_i のみが、必要リンク容量を計算するための入力として必要とされる(ステップ502)、ということに留意されたい。WFQ/LQD方式においては上限及び下限を計算する必要がないため、プロセッサ14あるいはプロセッサ16のいずれかが必要リンク容量を計算するために用いられるだけであることにも留意されたい。よって、ステップ504において、スケジューラは重み付けを行ない、与えられたリンク1に対する公称バッファ割り当てが、ポイントツーポイントVPN要求 d_i の組を満たすために必要とされるリンク容量が、*

$$J = \sum_{i=1}^M \{M(C_i, L_i) + T(C_i)\}$$

ここで、 $M(\cdot, \cdot)$ 及び $T(\cdot)$ は、それぞれマイルージ及び終端費用関数である。この費用関数は、簡単のために選択されたものであって本発明の理解を容易にするためのものであることに留意されたい。費用関数の他の一般的な形式も、本発明に容易に組み込まれうる。ネットワークポロジ最適化プロセッサ18がネットワーク費用を計算することが望ましい。しかしながら、プロセッサ14あるいは16が、このことを行なってもよい。

【0045】以下のサブセクションにおいては、ネットワークポロジ最適化に係る二つの実施例とその変形例が考察される。それらは、リンク増強アプローチとリンクデロードアプローチである。ネットワークポロジ最適化のプロセスは、ネットワークポロジ最適化プロセッサ18によっても実行される。さらに、システム10を用いるためにルーティングプロセッサ12へ最初に与えられるネットワークポロジは、ネットワークポロジ最適化プロセッサ18によって与えられるか、あるいはシステム10のユーザによって与えられるかのいずれかである。

【0046】2.1 増強最適化

図6から9には、本発明に従った増強アプローチを用いるネットワークポロジ最適化方法600が示されている。この増強アプローチにおいては、Gの適切なサブグラフ G_s から開始して、それを付加リンク及び/あるいは容量によって、全ての要求がルーティングされるまで増強する。初期には、Gのエッジが選択されてサブグラフ G_s が構成される。 G_s を構成する方法は以下の通りである。まず、ステップ602において、全てのエンドツーエンド要求フロー i が二つの組、すなわち、

*ステップ506に式で示されているように、単に要求の総和に等しいものであるように設定される。ここで、 F_1 は、リンク1を介してルーティングされる全てのVPN要求の組である(すなわち、それらVPN要求は、その最短経路にリンク1を有している)。ステップ508においては、リンク容量がユーザに出力される(例えばディスプレイを介して)。

【0044】2.0 ネットワークポロジ最適化考慮している容量割り当て問題に関しては、ゼロ容量を割り当てることによって、元のネットワークポロジG内におけるいくつかのリンクを除去するという柔軟性がある。このリンク除去に係る動機付けは、ネットワーク全体の費用と低減するためにいくつかの使用頻度の低いネットワークファシリティを排除する、ということである。本発明に係る設計プロセス全体を通じて、ネットワーク費用は以下の関数に基づいて計算される。

【数31】

(21)

その最小スループット要求 d_i に基づいて、キーパーとストラグラーとに分割される。ある実施例においては、基準は、トランク回線帯域の少なくとも一ユニットを必要とする要求がキーパーであり、その残り、すなわち、端数のトランクサイズの要求を有するものがストラグラーになる。ステップ604においては、キーパー要求が、選択されたルーティングアルゴリズム、例えば最短経路ルーティング(これは、OSPFルーティングプロトコルによって用いられているアルゴリズムである)、に従って、完全なグラフG上でルーティングされる。キーパーに関するルーティングが計算されると、キーパーの要求を実現するためにそれぞれのルートに沿った必要とされる容量がトランク回線の大きさの単位で提供される。トランク回線の大きさは本質的に離散的であるため、キーパーのルートに沿って余分な(スペアとしての)容量が存在することになる。キーパー要求全てをルーティングした後、G内のリンクのうち、キーパーの要求を伝達するために用いられたリンクが初期状態のサブグラフ G_s を構成する(ステップ606)。この時点では、 G_s は、ストラグラーのうちのいくつかのソースとデスティネーションとの接続を実現していない場合がある。よって、本発明は、設計者に、全てのソースデスティネーション間の接続を実現するストラグラー接続増強オプションを提供する(ステップ608)。このオプションが選択された場合には、ステップ610において、全てのストラグラーがワーキングリストL1に配置される。リストが空ではない場合には(ステップ612)、ステップ614において一つのストラグラーがリストから選択される。選択されたストラグラーは f_1 として示される。次に、ステップ616において、 f_1 の

ソースノードとデスティネーションノードとの間の経路がG₀内に存在するか否かが、リンクに係る容量制限を考慮することなく決定される。そのような経路が存在する場合には、f₁はワーキングリストL₁から削除される(ステップ618)。存在しない場合には、ステップ620において、ストラグラ f₁はキーパーに変換され、そのソースノードからデスティネーションノードへG内の最短経路に沿ってルーティングされ、その際にその経路に沿って必要な容量が追加される。その経路沿いの、現在のG₀に含まれていないリンクは、G₀に追加されて新たなG₀が構成される。その後、ステップ618において、f₁がワーキングリストL₁から除去される。

【0047】 f₁がL₁から除去された後、他のストラグラが残存しているか否かを見るためにリストがチェックされる。存在する場合には、ステップ614から620が反復される。存在しない場合には、処理はステップ622へ進む。ステップ608において、ストラグラ接続を選択するオプションが設計システム10のユーザに与えられたことを想起されたい。ストラグラ接続オプションが選択されていない、あるいはストラグラ選択オプションが選択されてその処理が完了した場合には、以下の手続きが実行される。ステップ622において、全ストラグラがワーキングリストL₂に配置される。ストラグラリストは、さらにストラグラが残存しているか否かを見る目的で反復してチェックされる(ステップ624)。ステップ626においては、あるストラグラ f₁がリストL₂から選択される。ステップ628においては、f₁がG₀内のソースノードとデスティネーションノードとの間の最短経路に沿ってルーティングされる。ステップ630においては、この最短経路に沿って f₁を満たすのに適切な接続とその容量が存在するか否かが決定される。存在する場合には、f₁はリストL₂から除去され(ステップ632)、リスト内にストラグラが残存しているか否かを見る目的でリストがチェックされて(ステップ624)プロセスが反復される。しかしながら、最短経路に沿って f₁を満たすのに適切な接続とその容量が存在しない場合には、設計者は以下の二つの別の増大方法から選択することになる(ステップ636)。一つの方法は、容量のみを増大するアプローチであり、他方は、容量と接続とを増大するアプローチである。

【0048】 容量のみを増大する方法においては、これ以降、初期G₀が不変に保たれる。ストラグラがG_sにおいては満たされない場合には、付加容量がそのルートに沿って追加される(ステップ638)。この方法の一つの利点は計算効率である。なぜなら、G₀が初期フェーズ以降不変であるからである。このため、ストラグラのルートはG₀における容量増大によって影響を受けない。このようなことは、ストラグラの一部がルー

ティングされた後に接続増大がなされるような他の方法においては起こらない。ステップ638の後に、f₁はリストから除去され(ステップ632)、この処理はL₂内の残存しているストラグラに関して反復される。

【0049】 本発明に係る別の増大戦略は、ストラグラがスペア容量あるいはG₀内の接続の欠如のためにルーティングされ得ない場合(後者は、接続完了手続きオプション(ステップ610から620)がG₀に関して実行された場合には発生しない)には、G₀のスペア容量と接続性の双方を強化する目的で、付加ストラグラがキーパーに変換される。ストラグラ→キーパー変換は、以下の二つのアプローチのうちの一つを介して実現される。設計者は、その方法を選択することができる(ステップ640)。

【0050】 第一の方法は、スレッショルド制御ストラグラ変換と呼称される。この方法は、キーパーとストラグラの要求値の間の閾値を低下させることによって、あるストラグラ要求をキーパー要求に変換するものである(ステップ642)。この閾値は、初期には単位トランク回線サイズに設定される。その後、新たに交換されたキーパーが、ステップ644において、全トポロジーG内の最短経路に従ってルーティングされる。リンクは、必要とされる容量が割り当てられて追加される。新たに活性化されたリンクは、現時点のG₀を増強して新たなG₀を構成するために用いられる。閾値が低下させられた場合には新たな容量や接続が追加されるが、新たに追加されたリソースは、ルーティングされることになっているストラグラの要求を直接的に取り扱うものではないことに留意されたい。さらに、G_sの接続が変化するため、以前にルーティングされたストラグラの最短経路が、新たなG_sにおいて変更される可能性がある(キーパーに関してはそのようなことは無い。なぜなら、キーパーはGに関してルーティングされるからである。)。結果として、既にルーティングされたストラグラの全てのルーティングをやり直すことが望ましく(ステップ648)、ステップ622へ戻ってストラグラの再ルーティングを行なう。この閾値低下、ストラグラ→キーパー変換、及びG₀増大プロセスは、全てのストラグラがG₀上でルーティングされるまで反復される(ステップ624)。その後、結果として得られるG₀は、最終的なネットワークトポロジーとなる。接続完了オプション(ステップ608)が初期G₀を構成するために実行される理由は明らかである。すなわち、このオプションがない場合には、G₀中に接続がない小さなストラグラ要求が存在すると、このストラグラ要求がキーパーに変換されるまで閾値が低下させられ続けることになるからである。これは、容量設定の観点からは非常に無駄であり、計算効率も悪い。前者は、ネットワーク中の間違った位置に不要なスペア容量を導入することになり、後者はストラグラが複数回、

すなわち、閾値が低下させられて G_s の接続が変化させられるたびに再ルーティングされるという事実に対応している。

【0051】別のストラグラ変換方法は、直接ストラグラ変換と呼称され、ストラグラが、現時点の G_s 上でルーティングされ得ない場合に、直接キーパーに変換される方式である（ステップ646）。この場合においても、変換されたストラグラは G_s 上でルーティングされ、（必要とされる場合には）追加リンク及び容量が追加されて G_s が増大される。 G_s の増大の後に起こりうる最短経路の変化のために、それ以前にルーティングされた全てのストラグラは破棄され（ステップ648）、閾値制御変換の場合と同様、再ルーティングされる（ステップ622）。

【0052】その後、選択された変換オプションにかかわらず、全てのストラグラがルーティングされてワーキングリスト L_2 に残存するストラグラが無くなる *

$$(G_i^{FIFO}(\{H\}) + \sum_{i \in F1} d_i^{UDP}) \leq (Thd_{deload} * \text{単位トランク回線容量})$$

の場合には、リンク1はデロードされる候補となる。 W_{20} ※基準は

FQ/LQDルータネットワークの場合には、対応する※ 【数33】

$$\sum_{i \in F1} d_i \leq (Thd_{deload} * \text{単位トランク回線容量})$$

である。候補となるリンクが選択されると、それらは、それらが担っているトラフィックが再ルーティングされる場合の既存のネットワーク設計に対する予想されるインパクトの大きさに従って順序付けされる（ステップ702）。この目的のために、候補リストが空ではない場合には（ステップ704）、各々の候補リンクを横断するフローの要求とホップ数との積の総和が計算される

（ステップ708）。次に、ステップ710において、前記積の総和が最小である候補リンクが、ネットワークトポロジーから一時的に除去される。動機付けは、ネットワーク費用の急激な変化を回避するために、デロードプロセスの間のトポロジー／容量擾乱を最小化することである。候補リンクが一時的に除去された後、新たなルート、容量要求、及びその結果として必要になるネットワーク費用が再計算される（ステップ712）。リンク除去がネットワーク費用を低減する場合には、当該リンクは永久的に除去される（ステップ716）。しかしながら、リンク除去によってネットワーク費用が低減されない場合には、この現時点の候補リンクはトポロジー内には残存させられるが候補リストからは除去される（ステップ718）。その後、デロードプロセスは、積の総和が最小であるリスト内の次の候補リンクに関して（直前の候補が除去された場合には更新されたトポロジー、直前の候補が保持された場合には同一のトポロジー、のいずれかを用いて）反復される（ステップ704）。候補リストが空である場合には、デロードプロセスは完了している（ステップ706）。

*と、ネットワーク最適化プロセスは完了し（ブロック634）、最終的なネットワークトポロジーが得られる。

【0053】2.2 リンクデロード最適化

リンクデロードを用いる実施例においては、トポロジー全体 G から開始して、ある個数のわずかしき負荷のかかっていないリンクを除去することによってネットワーク費用の改善を試み、最終的なトポロジーを得る、という方針を採用する。独自の最短経路ルーティングを用いるため、リンク内の全てのトランク回線が、ネットワーク内のルーティングパターンを変更する目的で除去される。図7には、本発明に従ったリンクデロード法が示されている。まず、ステップ702において、担っているトラフィックフロー及びチューニング可能な利用閾値 Thd_{deload} に基づいて、デロードされる候補となるリンクが識別される。詳細に述べれば、FIFO/REDルータネットワークの場合には、

【数32】

【0054】節2.0において議論されたトポロジー最適化の種々の変形例がインプリメントされてテストされている。例えば、ストラグラがルーティングされる際の相異なった順序付けや増大方法をリンクデロード方法と組み合わせて用いる方法などが試みられた。すなわち、リンクデロード方法は、単独の最適化方法としても利用可能であるが、増大方法と共に利用することも可能である。つまり、リンクデロード方法は、リンク増大方法の後に実行されうる。その結果得られる性能に関しては、種々のケーススタディが議論されている節41:0に示されている。

【0055】トポロジー最適化の増大方法においては、反復の途中で生成されたネットワーク配置の費用は顕わには考慮されない。しかしながら、ネットワーク費用の最小化は、トラフィックバックキングとトポロジー増大を介して暗黙のうちになされる。このことは、ネットワーク費用は、わずかしき利用されない付加リンクを導入することよりも既存のリンクのスペア容量上に小さな要求をバックすることによってネットワーク費用が低減されるという観察結果に基づいている。

【0056】増大方法において、新たなストラグラの要求を満たすためにリンクに付加容量が必要とされる場合、実際に必要とされる容量は、WFQ/LQDルータのケースでは、単純加算で直接的に計算されうることに留意されたい。しかしながら、FIFO/REDルータネットワークにおいては、デロード方法が好ましいとされる。なぜなら、節1.0で示された必要リンク容量

は、リンク上のトラフィックの混合が変化するとかなり大きく変化するからである。

【0057】さらに、最短経路に基づく要求ルーティングに関しては、余分な容量を全く有さないリンクと総容量としてゼロが割り当てられたリンクとの間に微妙な差異が存在することに留意されたい。この二つの場合における要求のルーティングは著しく異なっており、区別して考えられるべきものである。

【0058】従って、前述されているネットワークトポロジー最適化のあらゆる実施例が与えられると、最適化プロセッサ18の出力（図1において参照符号Cが付されたもの）は、ルーティングプロセッサ12を介して、ワーストケース必要リンク容量プロセッサ14に供給されることが望ましいネットワークトポロジーであり、ルーティングプロセッサ12は、前述されているように、受信したトポロジーが与えられると必要リンク容量を計算する。その後、図2に関連して説明されているように、そのトポロジーが設計者の基準を満たす最終的なトポロジーであるか否かを例えばネットワーク費用あるいは有効化に係る考察を通じて決定する。最終的なトポロジーではない場合には、最終的なネットワークトポロジーが定式化されるまで、（いずれがインプリメントされている場合においても）最適化プロセスが反復される。

【0059】3.0 ルータ置換

従来技術に係るFIFO/REDルータのみを用いる既存のIPネットワークを考える。そのネットワークが、単純グラフ $G_s = (V', E')$ によって表現されるとする。ここで、 V' は、ルータの組に対応するノードの組であり、 E' は、ルータを接続しているリンクの組である。ここで、以下の問題Pを考える。最大 N_{max} 個のWFQ/LQDルータが与えられてそれぞれが V' 内の既存のあらゆるFIFO/REDルータの一対一置換に用いられうとしたとき、ネットワーク費用の削減が最大となるFIFO/REDルータの組を見出す。

【0060】 $T^{FIFO}(C)$ 及び $T^{WFQ}(C)$ を、それぞれ *

$$S_{i,j} = -M(C_i^{FIFO}, L_i) + T^{WFQ}(C_i^{FIFO}) - M(C_i^{WFQ}, L_i) - T^{WFQ}(C_i^{WFQ}) \quad (22)$$

によって与えられる。ここで、 C_i^{FIFO} および C_i^{WFQ} は、それぞれFIFO/RED及びWFQ/LQDの場合に対応する要求容量である。ここで、 $S_{i,j}$ はこの種の置換から導き出される実際の費用削減量の控えめな推定であることに留意されたい。なぜなら、これは、分離されたリンク毎の基準に基づいた必要容量に係るインパクトのみを考慮しているに過ぎないからである。WFQ/LQDルータが追加された場合のリンク1を通過するフローに係るより厳しい帯域制御のために、ネットワークのいずれかでさらなる容量低減が可能である場合がある。

【0061】上述された枠組みに基づいて、本発明に従って、問題Pが以下のような混合整数プログラミング(MIP)問題として定式化される。

*れ、容量Cのリンクを終端するために必要となるFIFO/REDルータ及びWFQ/LQDルータの終端費用とする。また、 $M(C, L)$ を、用いられているルータのタイプにかかわらず、容量C及び長さLを有するリンクのマイレージ費用とする。既存のネットワークにおけるFIFO/REDルータのうちのいくつかをWFQ/LQDルータで置換することによって、ネットワーク費用全体における変化は二つの個別の成分に分割される。

第一は、選択されたFIFO/REDルータをWFQ/LQDルータにアップグレードすることに係る費用である。第二は、従来技術に係るFIFO/REDスケジューリング/バッファ管理が先進的な次世代ルータにおけるWFQ/LQDに置換される場合における、必要転送容量の低下に伴う費用削減である。この置換プロセスに係る費用の追加/削減の詳細を理解するために、本発明は以下の2ステップのプロセスを提供する。第一に、選択されたFIFO/REDルータの組を、置換するルータと同一の個数のインターフェース及び終端容量を有するWFQ/LQDルータを用いて一つずつ置換する。選択されたFIFO/REDルータiのこのような置換にかかる費用を Q_i で表わす。第二に、FIFO/REDルータi及びjを接続している伝送リンク1 =

(i, j) に関して、i及びjの双方がWFQ/LQDルータによって置換される場合には、リンク1の必要容量は、改善されたパケットスケジューリング及びルータバッファ管理によって低減される。結果として、費用削減は、(i) 新たに配置されたWFQ/LQDルータに係る余剰なインターフェース/終端容量の“償還”を得ること、及び(ii) リンク1に係るマイレージ費用の低減、から導き出される。詳細に述べれば、リンク1 = (i, j) の終端ルータi及びjの双方のみをWFQ/LQDルータによって置換した場合には、費用削減分 $S_{i,j}$ は、

【数34】

【数35】

$$\left\{ \sum_{i,j \in E'} y_{i,j} \cdot S_{i,j} - \sum_{i \in V'} x_i \cdot Q_i \right\} \text{ を最大化せよ。}$$

$$\text{但し、} \quad \sum_{i \in V'} x_i \leq N_{max}$$

$$\forall i, j \in V', \quad 0 \leq y_{i,j} \leq x_i \quad (a)$$

$$\forall i, j \in V', \quad 0 \leq y_{i,j} \leq x_j \quad (b)$$

$$\forall i \in V', \quad x_i = 0 \text{ or } 1, \quad (c)$$

ここで、 Q_i は、前述されたように、ルータiのアップ

グレード費用である。 $S_{i,j}$ は式(22)で定義された費用削減であり、

【数36】

$$(i,j) \notin E' \text{ or } i=j$$

の場合には $S_{i,j}=0$ であることに留意されたい。 x_i は二値決定変数であり、ルータ i がWFQ/LQDルータによって置換されるように選択された場合にのみ $x_i=1$ である。 $y_{i,j}$ は、リンク $l=(i,j)$ に係る費用削減実現を反映する依存変数である。上記(a)及び(b)に規定された拘束条件に従って、 $y_{i,j}$ は、 $x_i=1$ かつ $x_j=1$ の場合にのみ、非零である。それ以外の場合には、 $y_{i,j}=0$ である。このことは、費用削減は、リンクの双方の終端部がWFQ/LQDルータに接続される場合にのみ実現されうる、という事実に対応している。ここで、 $y_{i,j}$ を二値変数として規定する必要があることに留意されたい。なぜなら、 $S_{i,j} \geq 0$ の場合には、目的とする関数を最大化することは、 x_i 及び x_j の値が拘束条件(a)及び(b)に従う場合には、自動的に $y_{i,j}$ を1にすることになるからである。それ以外の場合には、拘束条件によって $y_{i,j}$ が0になる。 N_{\max} は、置換されることが可能なFIFO/REDルータの最大数を規定する入力パラメータである。 N_{\max} が $|V'|$ に設定されている場合には、このMIP問題の解は、置換されるべきルータの最適数をその対応する位置と共に決定することになる。

【0062】上記MIP定式化に基づいて、ルータ再配置プロセッサ20は、標準的なMIP最適化パッケージを用いて、最適ルータ再配置ソフトウェアぶろぐらむをインプリメントする。用いられるこの種の標準的なMIP最適化パッケージには、AMPL(当業者には公知であり、R. Fourere, D. M. Gay and B. W. Kernighan, "AMPL—数学プログラミング向けのモデリング言語"(Boyd & Fraser Publishing Company(1993))に記述されている)及びCPLX混合整数ソルバー(ILOG Inc. のCPLX部門より入手可能)が含まれる。333MHzのPentium IIPCで実行すると、およそ100個のノード及び300のリンクを有する従来技術に係るFIFO/REDネットワークにおけるWFQ/LQDルータの最適配置が、数秒のうちに決定された。

【0063】4.0 ケーススタディ

この節では、本発明に従ったIPネットワーク容量割り当て及び最適ルータ再配置に関するいくつかのケーススタディ(具体例)の結果が議論される。第一のケーススタディは、1994年末のNSFNETのトポロジーに基づいている。図12は、このトポロジーを示しており、本発明に従ったデザインフレームワークにおける完全トポロジーGとして用いられたものである。トランク回線サイズは、ネットワーク全体で240にセットされている。図13は、その要素がこの例で用いられている

ポイントツーポイントトラフィック要求に対応している行列を示している。トラフィック要求の相対的な大きさは、メリットネットワーク情報センターサービスによる"NSFNETバックボーンネットワークに係る統計報告(1994)"という1994年の統計値に従って、R. H. Hwangによる"高速ネットワークにおけるルーティング"(マサチューセッツ大学(at Amherst)の博士学位論文(1993年5月))によって提案されたスケリング法を用いて設定されている。さらに、各々の要求の絶対値を、1994年からの成長分を反映する目的でスケールアップしている。ネットワークコスト全体Jが、トランク回線当たりのある任意の終端費用及び長さ当たりのある任意のマイレージ費用に基づいて計算される。終端費用及びマイレージ費用は、FIFO/REDルータとWFQ/LQDルータとで同一であると仮定された。ネットワーク設計においては、前述された種々のトポロジー最適化戦略及び相異なったネットワーク混雑仮定が用いられた。

【0064】4.1 同種ルータによる設計

まず、FIFO/REDルータあるいはWFQ/LQDルータのいずれか一方だけが用いられる同種ネットワークの場合を考察する。以下、これらのネットワークを、全FIFO/REDケース及び全WFQ/LQDケースと呼称する。ここで考察するネットワーク設計問題においては、全ネットワーク費用は二つのファクタ、すなわち、(1)トポロジー最適化法の結果としての最終ネットワークトポロジー、及び、(2)リンクの必要容量(これは、ルータにおいて利用可能なスケジューリング/バッファリング機能の関数である)、によって支配されている。以下、これらの二つのファクタによるインパクトを個別に議論する。

【0065】4.1.1 ルータ機能によるインパクト
ルータ機能によるインパクトのみに注目するために、以下では、全ての設計に関して同一の最終トポロジーを用いる。このことは、トポロジー最適化モジュールを停止して、初期バックボーンGを最終トポロジーとして用いる、すなわち、最終 $G_s=G$ とすることによって実現される。結果として、全WFQ/LQD設計及び全FIFO/RED設計の双方ともが、図12に示されたものと同一のトポロジーを有することになる。この際、全てのリンクはアクティブである。図14は、対応する結果をまとめたものである。同一の最終ネットワークトポロジー(よってトラフィックルーティングが同一)の場合には、全WFQ/LQD設計と全FIFO/RED設計との間の費用の差異は、WFQ/LQDルータの先進的なスケジューリング及びバッファ管理機能に起因する容量削減のみに由来する。全WFQ/LQD設計の費用は相異なったネットワーク混雑シナリオにおいても不変であるが、全FIFO/RED設計の費用は、ネットワーク混雑シナリオに係る仮定に依存して変化する。全WFQ

／LQD設計の場合には、ワーストケース混雑シナリオの下では、すなわち、 $C_1^{FIFO}(H^{worst})$ に基づく、全FIFO／RED設計の場合の1／3未満となる。また、最良混雑シナリオ(H^{best})の場合においてもかなり低い。相異なった混雑シナリオ(H^{worst} 、 H^{hop} 、 H^{one} 、 H^{best})が仮定された場合にFIFO設計の費用が著しく異なることに注目されたい。しかしながら、複数ボトルネック効果に起因する($C_1^{FIFO}(H^{hop})$ と $C_1^{FIFO}(H^{one})$ との間及び $C_1^{FIFO}(H^{one})$ と $C_1^{FIFO}(H^{best})$ との間)費用の差異は、Hの選択に起因する費用の差異と比較して小さい。前述されているように、混雑シナリオは実際には動*

$$\kappa = \frac{\sum_{i \in E'} C_i}{\sum_{i \in E'} \sum_{j \in F_i} d_i}$$

のように定義される。 κ の定義を誘導するために、個々のリンク i 及び対応する比

【数38】

$$C_i / \sum_{j \in F_i} d_j$$

を考える。理想的には、リンク容量がトランク回線の大きさという段差を有してではなく連続的に利用可能であり、かつ、理想的なリンク帯域スケジューリング／バッファ管理が利用可能である場合には、全ての要求の必要最小スループットを満たすためには、

【数38】

$$C_i / \sum_{j \in F_i} d_j$$

が1に等しいことが十分である。同一の議論がネットワーク内の全てのリンクに関して適用されると、 κ の理想値(最小値)も1に等しくなる。よって、 κ は、リンク容量の離散的性質(すなわち、トランク回線数を直近の整数倍に丸めることが必要であること)やルータにおけるソフィスティケートされた帯域スケジューリング及びバッファ管理の欠如などといった理想的ではない状況に起因する“容量過剰構成”を表わす指標となる。

【0066】図14より、WFQ／LQD設計の場合には、リンク容量の離散的性質のために、 κ が1より少し大きいことがわかる。他方、FIFO／REDルータにおいて適切なトラフィック管理機能の欠如のために、FIFO／RED設計の場合には遙かに大きい容量過剰構成が必要とされる。すなわち、必要最小スループットを満たす目的でTCP固有の不公平性を克服するためには、過剰なリンク容量が必要とされる。

【0067】NSFNETバックボーン設計に加えて、大規模キャリアクラスのネットワークの設計に同様の方法を試してみた。その結果は、図15に示されている。見出されたことは、NSFNETの場合と質的には同様であるが、全FIFO／RED配置と全WFQ／LQD配置との間の相対的な費用の差異がより大きくなって

*的であって予測不可能であるため、全トラフィックシナリオの下での最小スループットに係る決定論的保証をすることを欲する場合には、FIFO／REDリンク容量計算に関しては、ワーストケースシナリオ、すなわち H^{worst} 、を仮定するしか選択肢が存在しない。図14

は、 κ でさらわされた“ネットワーク全体での過剰構成ファクタ”と呼ばれる列も含んでいる。最終ネットワークトポロジー $G_s(V', E')$ 及び最小スループット要求 d_i を満足する関連したリンク容量 C_i が与えられると、 κ は

【数37】

(23)

ることである。このことは、NSFNETの場合と比較して、ネットワークの大きさ及びトラフィックの多様性が増大していることに起因する。式(5)から、FIFO／REDルータの場合には、リンクの必要容量は最大

20 【数39】

$$d_i / (w_i / \sum_{j \in F_i} w_j)$$

比を有する要求によって支配されている、ということに留意されたい。ネットワークが大きくなればなるほど、トラフィック要求のエンドツーエンド遅延がより多様化し、よって

【数39】

$$d_i / (w_i / \sum_{j \in F_i} w_j)$$

30 の最大値も大きくなる。

【0068】4. 1. 2 トポロジー最適化法の比較次に、節2. 0で議論した種々のトポロジー最適化法の有効性の比較を行なう。ここでは、NSFNETバックボーンを例示目的に使用する。図16は、WFQ／LQDルータのみを利用した種々の最適化オプションの結果を示している。FIFO／REDルータの場合は含まれていない。なぜなら、そのような場合にはリンクデロード法がより望ましいからである。図16に示されているように、種々の方式に基づいたネットワーク費用についての結果は、“容量のみの”増大方法を除いて互いに非常に近接している。この“容量のみ”増大方法はかなり悪く、費用が30%より多く増大している。このような性能は、本発明の発明者が試みた他の設計の場合においても共通に見られるものであって、要求をキーパーあるいはストラグラーとして分類する際の適応の欠如の效果に擬せられるものである。すなわち、ひとたび閾値が選択されると、各々の要求は分類されて、通常、決して変換されない。NSFNETの例においては、選択された閾値は、キーパーによって構成されたサブグラフ G_s の接続性が充分ではなく、いくつかの要求が他のより最適

なトポロジーの場合よりもより長い経路を横断しなければならない。“容量のみ”増大方法を増強する一つの可能性のある方法は、複数個の閾値を試行して、最低ネットワーク費用を実現するものを選択することである。

【0069】NSFNETスタディに関しては、初期バックボーンGが疎であって各ノード対間での要求が存在するために、トポロジー最適化によって除去されうるG内のリンクはほとんど無い。結果として、トポロジー最適化法により、最適化されていないトポロジーGに対して最大およそ3%の費用削減が実現された。しかしながら、他のテストケースにおいては、トポロジー最適化法を用いることによって、およそ15%から90%以上というより大きな費用削減が実現できることが明らかになった。一般に、実際の費用削減は初期トポロジーG及びトラフィック要求の分布に強く依存する関数である。

【0070】計算効率の観点では、リンクデロード法のみ依存することが、特に初期バックボーンGが非常に高い接続性を有していて、要求の大部分がトランク回線サイズに比べて遙かに小さい場合には、比較的高コストである。これらの場合には、リンクデロードのみの方式ではG内のほとんど全てのリンクをデロードしようとするのに対し、増大方式は、キーパーのルーティングを介して、“コア”トポロジーを構成するリンクのサブセットを高速に選択することによってプロセスをスピードアップすることが可能である。最後に、リンクデロード法は、通常、同一かあるいはよりよいネットワーク費用を実現するため、増大法が完了した後にリンクデロード法を適用することが望ましい。このようにすることによって、試行した種々の設計の場合では、0から15%の範囲のさらなる費用削減が実現された。

【0071】図17及び18は、トポロジー最適化及びルータ機能の組み合わせによるネットワーク費用へのインパクトを、それぞれNSFNETの場合とキャリアクラスバックボーン例の場合に示すものである。図17及び18に示されているネットワーク費用は、与えられた配置に関して見出された“最適”トポロジーに基づくものである。最も控えめな仮定の下でも、FIFO/REDルータの代わりにWFQ/LQDルータを用いることによって費用に関する実質的な利点が生じる。

【0072】4.2 ルータ配置

次に、固定数N個のWFQ/LQDルータのみが、前述されたNSFNETバックボーンを構成するために他のFIFO/REDルータと共に用いられる異種配置の場合を考える。節3.0において記述されたWFQ/LQDルータ配置に基づいて、図19は、Nが変化した際のWFQ/LQDルータの最適配置を示している。“C₁ FIFO (H₁words)”に基づく対応するネットワーク費用も計算されている。双方向トラフィック要求の仮定により、あらゆる容量（よって費用）削減を実現するためには、少なくとも二つのWFQ/LQDルータが必要とさ

れる。以下、全FIFO/RED配置に係る費用を基準として利用する。WFQ/LQDルータの第一対は、適切に配置されると、およそ12.1%の費用削減を実現することが可能である。これは、ノード8（サンフランシスコ）とノード10（シカゴ）との間の単一の長距離リンクの必要容量を低減することによって実現される。このリンクは、その容量の絶対値が大きいこと（トランク回線の絶対数が大きい）及びマイレージが大きいことのために、最も著しい費用削減となる。より多くのWFQ/LQDルータが最適配置されるにつれて、リンクによって担われているトラフィックの

【数39】

$$d_i / (w_i / \sum_{j \in F_i} w_j)$$

比の最大値が大きいために大きな過剰構成ファクタを有し、大きな絶対容量を有するリンク間で、WFQ/LQDルータがクラスタを構成するようになる。

【0073】同様のルータ配置が、キャリアクラスのネットワーク例に関して適用された。図20は、全FIFO/RED配置における相異なった個数のルータが最適配置されたWFQ/LQDルータによって置換された場合の対応する費用削減を示している。まず、10%のFIFO/REDルータが最適配置されたWFQ/LQDルータによって置換されると、ネットワーク費用がおよそ15%削減される。この大幅な費用削減は、高価な（長距離の）リンクにおける大幅な容量低減に依るものである。WFQ/LQDルータの割合が20%、さらには30%へと増大させられた場合にも、費用低減は依然としてかなりの大きさを保っている。これは、WFQ/LQDクラスタの形成に依るものであって、“利益を受ける”リンク、すなわちクラスタ内及びクラスタ間リンク、の個数を急速に増大させることになる。その後は、早期の最適化によって大部分の費用削減がなされてしまっているために、費用削減率は徐々に低下していく。

【0074】5.0 FIFO/REDの下でのスループット割り当て

サブセクション1.1を参照すると、M. Mathis, J. Semk e, J. Mahdavi, and T. Ottによる“TCP混雑回避アルゴリズムの巨視的振る舞い”という表題の論文（ACM Computer Comm. Review, Vol. 27, No. 3, pp. 67-82 (1997. 7)）においてTCP接続のスループットを計算するために用いられている仮定は、

(i) リンクは軽度から中度のパケットロスの下で動作しており、TCPの動的ウィンドウメカニズムは混雑回避領域によって主として支配されている。この領域においては、パケットロスが検出されると、混雑ウィンドウが半分に閉じられる。ロスが著しい条件下では、TCPウィンドウフロー制御においてはタイムアウトが発生し、ウィンドウが1パケットの値に低減されてスロースタートモードになる。

(i i) 接続の経路に沿ったパケットロス、 $1/p$ 個のパケットが送信されるたび毎に 1 つのパケットが欠落するという仮定の下に、一定の損失確率 p によって表現される。

【0075】これらの仮定の下では、接続の混雑ウィンドウは、図 21 に示されているような、周期的な鋸波状の振る舞いをする。図 21 においては、最大ウィンドウサイズ W_{max} が充分大きく、混雑ウィンドウはその飽和値に到達しない ($W < W_{max}$) ことが仮定されている。

レシーバが全てのパケットに対して ACK レジを返す場合には、ウィンドウは 1 ラウンドトリップ時間だけ開*

$$r = \frac{\text{サイクル当たりのパケット数}}{\text{サイクル当たりの時間}} = \frac{\frac{3}{8} W^2}{\tau \frac{W}{2}} = \frac{\sqrt{\frac{3}{2}}}{\tau \sqrt{ITAP}} \frac{\text{pkts}}{\text{sec}} \quad (24)$$

によって与えられる。

【0076】リンク l を介してルーティングされる全 TCP 接続の組 F_l における各々の接続のスループットを計算する目的で、以下の仮定を行なう。

(i i i) S を混雑したリンクの組とし、 X_j をリンク j におけるパケットドロッププロセスとする。 X_j ($j \in S$) は独立であって、各々が同一の損失確率 p^0 によって表現されると仮定する。同様の仮定は、S. Floyd による“パケット交換ネットワークにおける複数の混雑したゲートウェイを有する接続 第一部。一方通行トラ※

$$p_i = 1 - (1 - p^0)^{h_i}$$

によって与えられる。ここで、 h_i は、TCP 接続の経路における混雑したホップの個数である。実際、 j_1, j_2, \dots, j_{h_i} を接続 i の経路における混雑したリンクの順序付けられた組とし、 j_1 及び j_{h_i} を、それぞれ、接続 i によって横断される最初と最後の混雑したリンクとする。接続 i の N 個のパケットがソースから送出される場合には、 $p^0 N$ 個がリンク j_1 において落ち、 $(1 - p^0) N$ 個が通過する。リンク j_2 に到達した $(1 - p^0) N$ 個のパケットのうちの $p^0 (1 - p^0) N$ 個が落ち、 $(1 - p^0)^2 N$ 個が通過する。このようにし★

$$r_i = \frac{\sqrt{\frac{3}{2}}}{\tau_i \sqrt{h_i} \sqrt{ITAP^0}} = \delta \cdot w_i \quad (26)$$

を得る。ここで、

【数 4 2】

$$\delta = \frac{\sqrt{\frac{3}{2}}}{\sqrt{p^0}} \quad \text{and} \quad w_i = \frac{1}{\tau_i \sqrt{h_i}}$$

である。

【0078】与えられたリンク $l \in S$ (容量 c_l^{FIFO}) ☆

$$\sum_{i \in F_l} r_i^l = \sum_{i \in F_l} \delta \cdot w_i = c_l^{FIFO} \quad (27)$$

が得られる。明らかに、リンクバッファは、式 (27) における c_l^{FIFO} の総計スループットを実現することが

*き (このことは、図 21 における傾きが 1 に等しいことを意味している)、各々のサイクルは $W/2$ ラウンドトリップ時間 ($\tau \cdot W/2$) だけ継続する。サイクル当りに送信されるパケット数は、グラフの下側の面積によって与えられ、 $(W/2)^2 + 0.5 \times (W/2)^2 = (3/8) \times W^2$ である。仮定 (i i) の下では、これは、 $1/p$ に等しく、すなわち、 $W = (8/3p)^{0.5}$ であることを意味している。よって、TCP 接続のスループットは、

【数 4 0】

※フィック”という表題の論文 (ACM Computer Comm. Review, Vol. 21, No. 5, pp. 30-47 (1991. 10)) において、 n 個のリンク全てとリンク当たり一つのホップ接続を横断する (すなわち、各々のリンクが二つの接続によって横断されている) n ホップ接続から構成された n 個のリンク及び $(n+1)$ 個の接続よりなる線型トポロジーにおける TCP スループットを計算するために用いられている。

【0077】この仮定の下では、接続 i に係る経路ロス確率は、

$$(25)$$

★て、リンク j_{h_i} に到達した $(1 - p^0)^{h_i-1} N$ 個のパケットのうちの $p^0 (1 - p^0)^{h_i-1} N$ 個が落ち、 $(1 - p^0)^{h_i} N$ 個が伝達される。それゆえ、失われたパケットの総数は $N - (1 - p^0)^{h_i} N$ 個であって、式 (25) で与えられる損失比に対応する。損失確率 p^0 が小さい場合には、 p_i は $h_i \cdot p^0$ に等しい。なぜなら、式 (25) における p^0 の高次の項は無視されるからである。式 (24) に代入することによって、

【数 4 1】

40 ☆に対して、 r_i^l を接続 $i \in F_l$ のスループットシェアとする。サブセクション 1. 1 において議論されて考慮された複数のボトルネック効果は無視してリンク l のみを考えると、式 (26) における r_i を r_i^l として取り扱うことが可能であり、

【数 4 3】

可能である程度に充分に (帯域遅延積のオーダー程度) 大きい必要がある。このような状況ではない場合には、

リンクはわずかしが利用されていない。式(27)より、 δ の値として
【数44】

$$\delta = \frac{C_i^{FIFO}}{\sum_{i \in P_i} w_i}$$

$$r_i^t = \delta \cdot w_i = \frac{w_i}{\sum_{j \in P_i} w_j} C_i^{FIFO}$$

が得られる。前掲のMathisらによる参照文献においては、式(24)の結果の有効性を確認するために、シミュレーションが用いられた。前掲のFloydによる参照文献においては、前述されたリンク当たり二つの接続の場合に関する同様の結果をシミュレーションで導いて有効性を確認する目的で、相異なった方法が用いられた。しかしながら、式(28)より得られる結果は任意のトポロジーにおける任意のTCPトラフィックパターンへの一般化であって、スループット割り当ての重み付けの性質を表わしている。

【0079】6. 0 ルータ再配置実施例におけるNPハードネス

以下のグラフ問題 $P(G, N)$ を考える。単純重みグラフ $G = (V, E, S)$ が与えられている。この際、 S は $|V| \times |V|$ 重み行列であって、そのノード対 $i, j \in V$ に対応する要素 $S_{i,j}$ は、

【数46】

$$S_{i,j} = \begin{cases} 0 & \forall (i,j) \in E \text{ and } i=j \\ M(C_i^{FIFO}, L_i) + T(C_j^{FIFO}, L_j) + M(C_j^{FIFO}, L_j) + T(C_i^{FIFO}, L_i) & \text{otherwise} \end{cases}$$

である。 $S_{i,j}$ の削減は、双方のノード i 及び j が選択された場合に実現される。目的は、選択されるノード総数を N 以下に保ちつつ、削減量を最大化することである。このグラフ問題 $P(G, N)$ は、節3. 0で記述された問題 P において、全ての Q_i をゼロに設定した特別な場合であることは明らかである。 $P(G, N)$ におけるノードの選択は、WFQ/LQDアップグレードを行なうためのFIFO/REDロケーションの選択に対応している。

【0080】 $P(G, N)$ は P の特別な場合であるため、 P がNPハードであることを証明するためには、 $P(G, N)$ がNPハードであることを示すのが十分である。 $P(G, N)$ がNPハードであることの証明は、NP完全最大クリーク問題の決定バージョンの $P(G, N)$ の場合への還元を通じたものである。クリーク問題は当業者には公知であり、例えば、M. R. Garey and D. S. Johnsonによる“コンピュータ及びインタラクタビリティ。NP完全性の理論への指針”という表題の文献(Freeman(1979))及びC. H. Papadimitriouらによる“組み合わせ最適化。アルゴリズム及び複雑さ”という表題の文献(PrenticeHall(1982))に記述されている。最大クリーク問題 $Q(G, N)$ の決定バージョンは、以下のよう書き表わすことが可能である。単純グラフ $G =$

(23)

特開2000-165451

44

*が、接続 i のスループットシェアとして
【数45】

(28)

(V, E)及び正の整数 N が与えられた場合に、 $|V'| = N$ かつ全ての相異なった $i, j \in V'$ に対して $(i, j) \in E$ なる G のサブグラフ $G' = (V', E')$ が存在するか?

【0081】 $P(G, N)$ がNPハードであることを証明するために、

【数47】

$$S_{i,j} = \begin{cases} 0 & \forall (i,j) \in E \text{ and } i=j \\ 1 & \text{otherwise} \end{cases}$$

と設定することによって、 $Q(G, N)$ を $P(G, N)$ の場合に還元することが可能である。 $P(G, N)$ から導かれる最大削減が $N(N-1)/2$ に等しく、かつこれ以上還元できない場合にのみ、 $Q(G, N)$ が“yes”という解を有することは明らかである。

【0082】問題 P は、以下のステップを用いて、一般化されたナップザック問題に変換されることが可能である。第一に、ナップザックの大きさを N_{max} に設定し、 G 内のFIFO/REDルータを、それぞれが1という大きさを有する、ナップザックに詰め込まれるアイテムと見なす。次に、あらゆるアイテム対 (i, j) に、ユーティリティ値 $S_{i,j}$ を割り当てる。このことは、アイテム i 及び j の双方がナップザックに詰め込まれる場合にのみ実現される。その後、各々のアイテム i に対して、それがナップザックに詰め込まれる場合にペナルティ Q_i に関連づける。選択されたアイテムの組に係る総ユーティリティ値を、ユーティリティ値 $S_{i,j}$ の総和からその組のペナルティ Q_i の総和を減じたものと定義する。このようにすることで、置換されるべきFIFO/REDルータの最適の組の選択が、与えられたナップザックサイズの下で総ユーティリティ値を最大化するような詰め込まれるアイテムの組の選択の問題になる。

【0083】よって、既に説明されているように、IPベースネットワークにおける性能保証を実現する必要性は、数多くのキャリアがバックボーンインターネット接続を提供するためにIPを直接SONETにバックするようになってきているため、より重要になってきている。本発明は、これら及びその他の問題を取り扱うネットワーク設計及び容量最適化アルゴリズムを提供する。さらに、本発明は、同種(全WFQ/LQDあるいは全FIFO/REDネットワーク)及び異種ネットワークの双方に係る設計を実現する。異種ネットワークにおいては、本発明に係る方法は、FIFO/REDルータが

組み込まれたネットワークにおけるWFQ/LQDルータの最適配置の問題を解決する。

【0084】ここで、これまでに記述された本発明の望ましい実施例に係る詳細な記述が本発明を制限している訳では無い。例えば、本発明に係るネットワーク設計システム及び方法は、VPNサービスを実現する他のアプローチ、例えば (i) IP パケット中のサービスタイプ (TOS) フィールドを利用して、ネットワークエッジに位置するルータに監視させてVPN契約を超過しているトラフィックにマークをする方法、及び、(ii) (i) とWFQ/LQDを組み合わせた組み合わせ方法、等に対しても適用可能である。さらに、本発明は、より高度なルーティング、例えば偏差 (デフレクション) 及びOSPFにおけるTOSベースルーティングの使用を介したループフリー非最短経路ネクストホップフォワーディング等と共にインプリメントされうる。さらに、本発明は、NPハードルータ配置問題を解く他の方法をインプリメントすることも可能である。本発明は、例えば、同種WFQ/LQDルータネットワークを同種FIFO/REDルータネットワークと組み合わせる2層ネットワークを介した差動サービスをサポートするインフラストラクチャの設計に用いられうる。さらに、前述されたTCPスループットモデルは、タイムアウト及び/あるいは最大レシーバ/送信側ウィンドウサイズが主たるものであるような領域をカバーするように、及びクラス間WFQや各クラスのフロー間でのFIFO等の他のタイプのパケットスケジューリングをカバーするように、それぞれ拡張されうる。

【0085】以上の説明は、本発明の一実施例に関するもので、この技術分野の当業者であれば、本発明の種々の変形例が考え得るが、それらはいずれも本発明の技術的範囲に包含される。

【0086】

【発明の効果】以上述べたごとく、本発明によれば、ワーストケース及び最良のリンク能力要求を自動的に計算し、ネットワークのトポロジーを最適化し、及び、ネットワークにおける最適ルータ配置を決定する方法及びその装置が提供される。

【図面の簡単な説明】

【図1】 本発明の実施例に従ったIPネットワーク設計システムを示すブロック図。

【図2】 本発明の実施例に従った設計方法を示す流れ図。

【図3】 本発明の実施例に従った必要リンク容量計算

法を示す流れ図。

【図4】 本発明の別の実施例に従った必要リンク容量計算法を示す流れ図。

【図5】 本発明のさらに別の実施例に従った必要リンク容量計算法を示す流れ図。

【図6】 本発明の実施例に従ったネットワークトポロジーの最適化法を示す流れ図。

【図7】 本発明の実施例に従ったネットワークトポロジーの最適化法を示す流れ図。

10 【図8】 本発明の実施例に従ったネットワークトポロジーの最適化法を示す流れ図。

【図9】 本発明の実施例に従ったネットワークトポロジーの最適化法を示す流れ図。

【図10】 本発明の別の実施例に従ったネットワークトポロジーの最適化法を示す流れ図。

【図11】 本発明の実施例に従ったネットワーク内ルータの配置の決定法を示す流れ図。

【図12】 本発明のインプリメントする場合のネットワークトポロジーの一例を示す図。

20 【図13】 本発明に関して実行されたケーススタディに係る事例及びその結果を示す表。

【図14】 本発明に関して実行されたケーススタディに係る事例及びその結果を示す表。

【図15】 本発明に関して実行されたケーススタディに係る事例及びその結果を示す表。

【図16】 本発明に関して実行されたケーススタディに係る事例及びその結果を示す表。

【図17】 本発明に関して実行されたケーススタディに係る事例及びその結果を示す表。

30 【図18】 本発明に関して実行されたケーススタディに係る事例及びその結果を示す表。

【図19】 本発明に関して実行されたケーススタディに係る事例及びその結果を示す表。

【図20】 本発明に関して実行されたケーススタディに係る事例及びその結果を示す表。

【図21】 TCP混雑ウィンドウのダイナミクスを例示するグラフ。

【符号の説明】

10 IPネットワーク設計システム

12 ルーティングプロセッサ

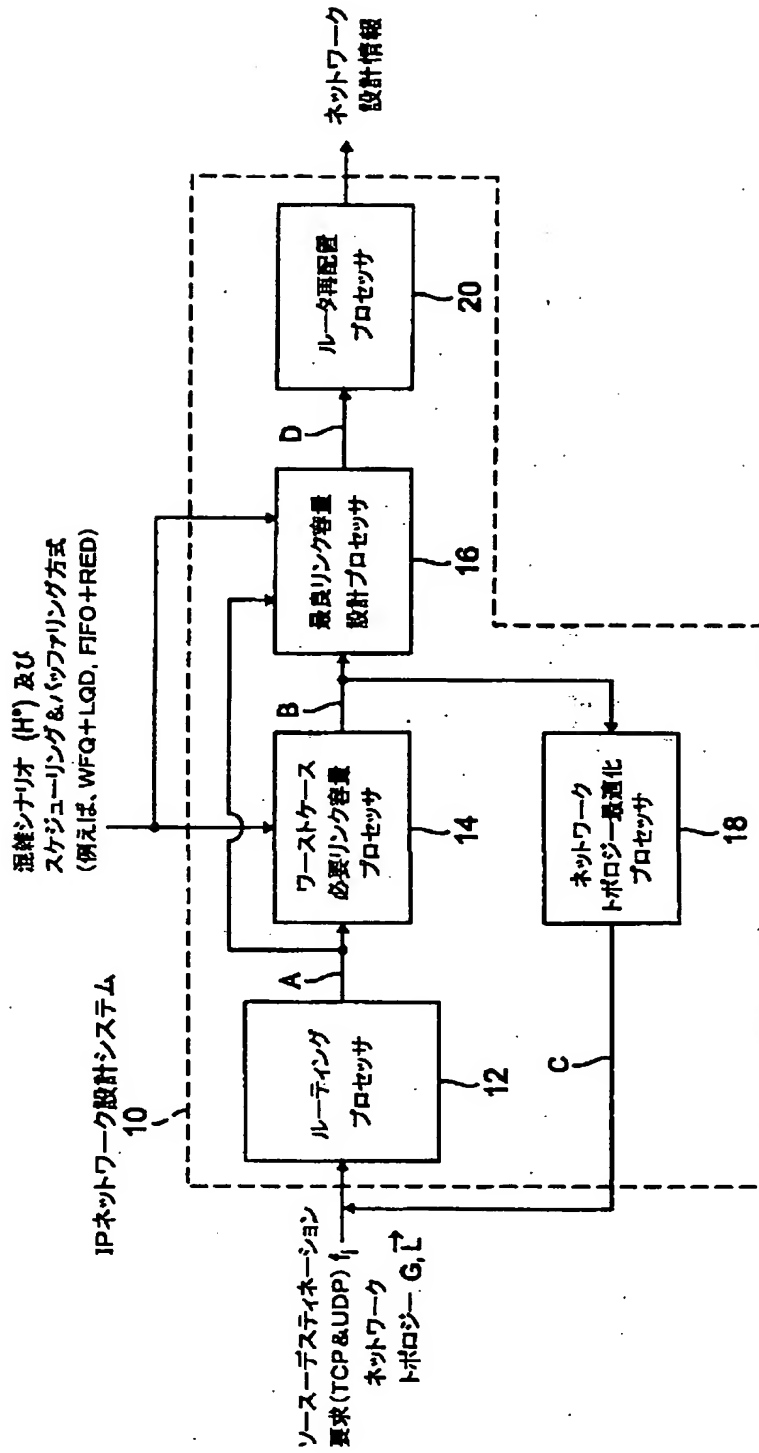
14 ワーストケース必要リンク容量プロセッサ

16 最良リンク容量設計プロセッサ

18 ネットワークトポロジー最適化プロセッサ

20 ルータ再配置プロセッサ

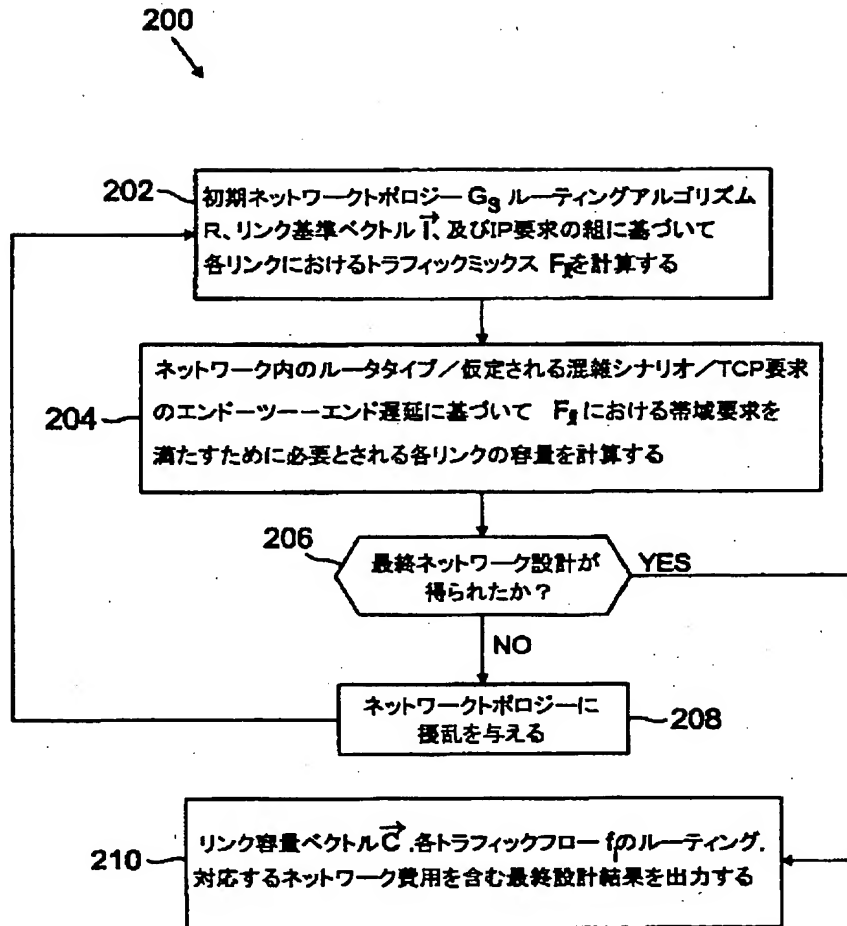
【図 1】



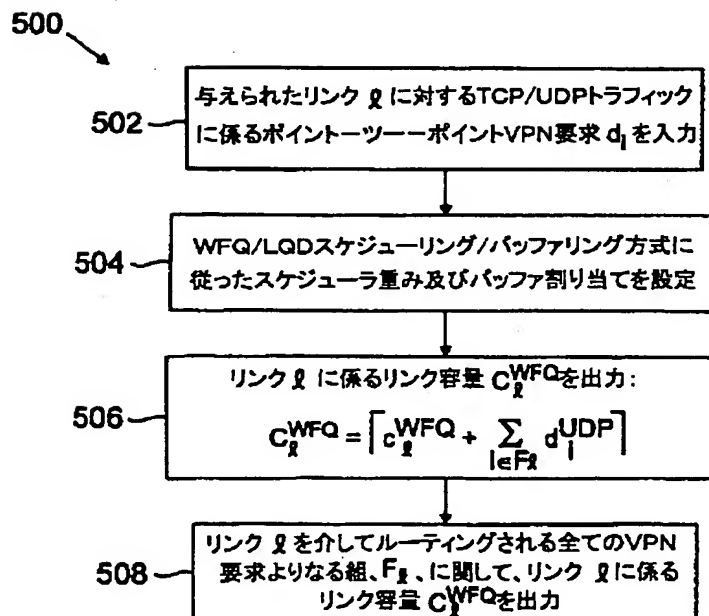
【図 16】

コンフィギュレーション	正規化費用	平均ホップ数
デロードのみ	1.00	2.68
接続性完遂を有する容量のみの増強後にデロード	1.31	3.73
接続性完遂を有する閾値制御ストラグラ—変換後にデロード	1.00	2.68
接続性完遂をせずに閾値制御ストラグラ—変換後にデロード	1.00	2.68
接続性完遂を有する直接ストラグラ—変換後デロード	1.00	2.68
接続性完遂をせずに直接ストラグラ—変換後デロード	1.00	2.68

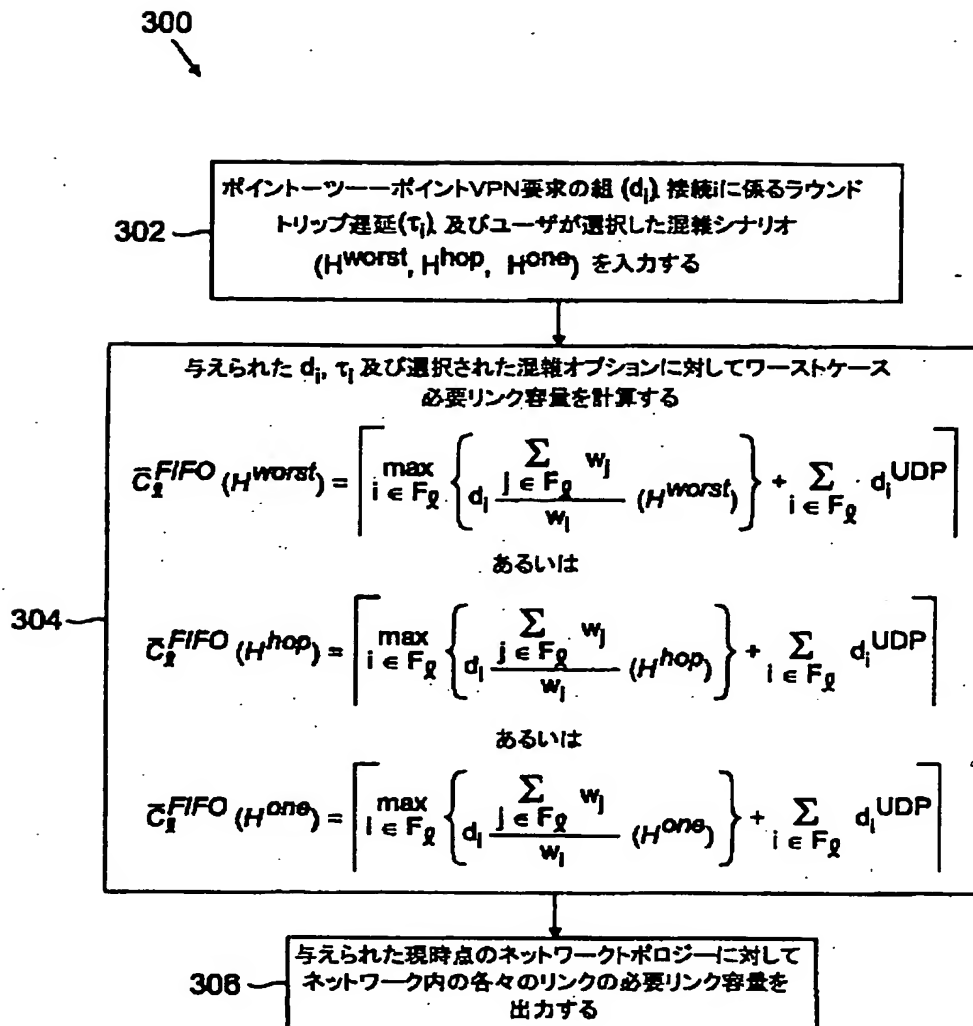
【図 2】



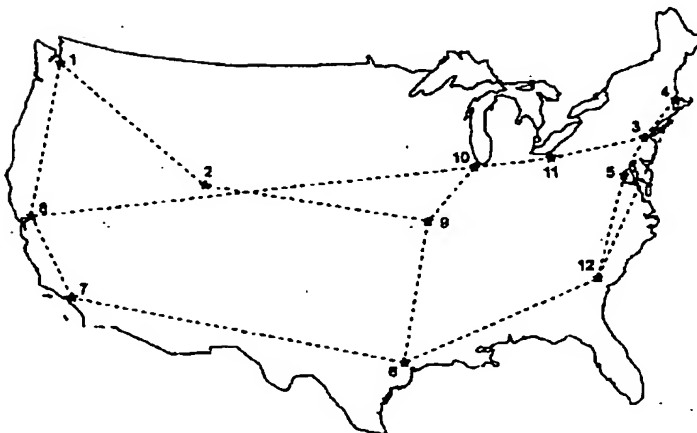
【図 5】



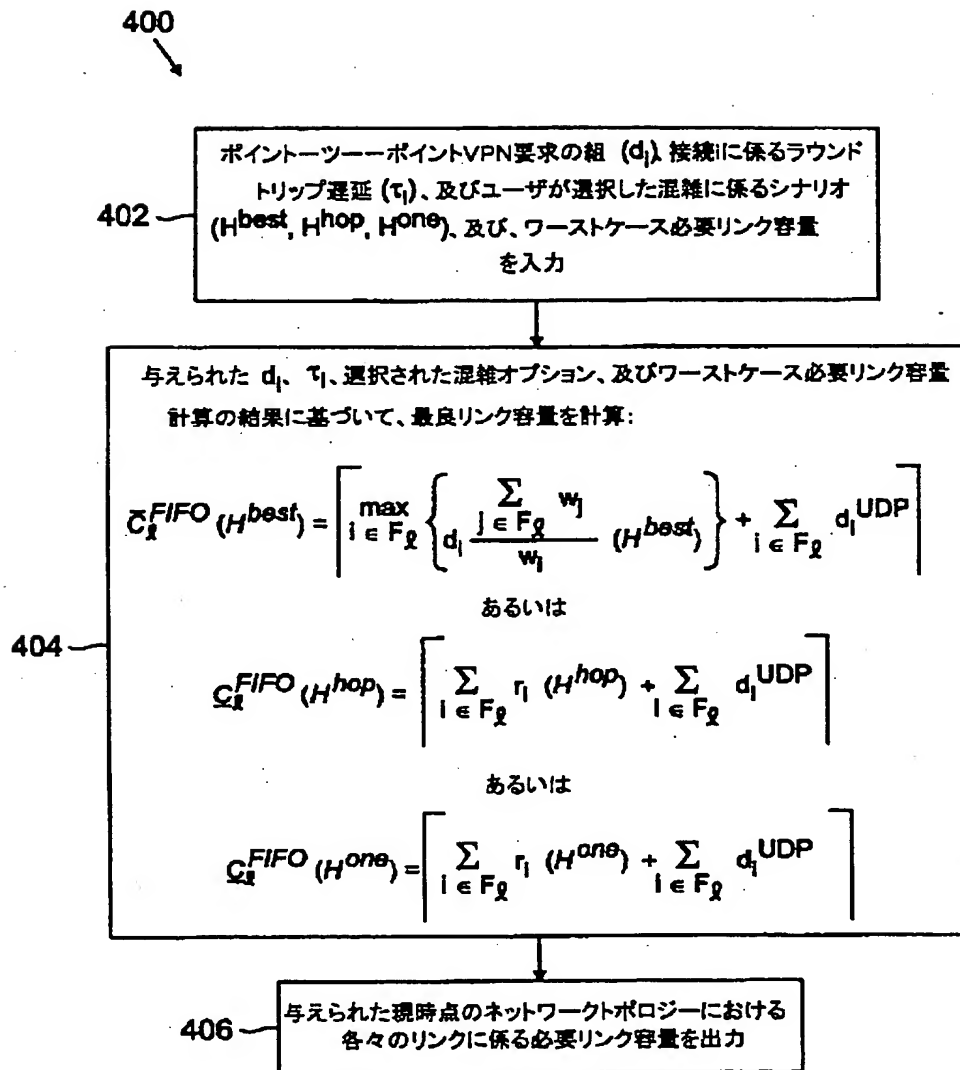
【図 3】



【図 12】



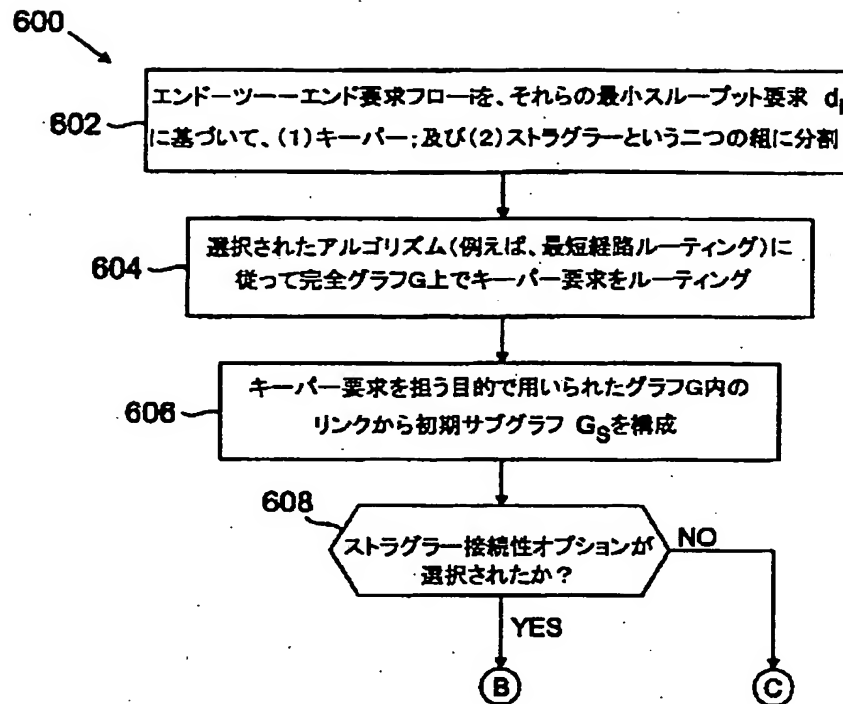
【図4】



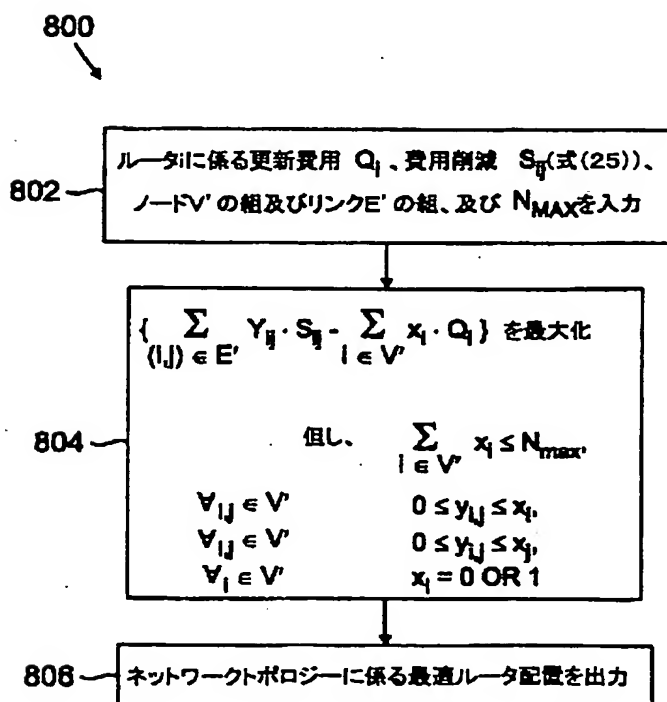
【図13】

		デスティネーションノード											
		1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
ソースノード	1	0	34	19	76	76	22	20	74	40	27	64	30
	2	34	0	18	71	71	21	19	70	38	26	60	28
	3	19	18	0	38	38	11	10	38	20	14	32	15
	4	82	78	43	0	172	50	48	189	91	62	148	68
	5	82	78	43	172	0	50	48	188	91	62	145	67
	6	22	21	12	45	45	0	12	44	24	16	38	18
	7	20	19	11	41	41	12	0	40	22	15	35	16
	8	81	76	42	168	168	49	45	0	89	60	142	66
	9	40	38	21	84	84	25	23	83	0	30	71	33
	10	27	25	14	58	58	17	15	55	30	0	47	22
	11	68	64	36	142	141	42	38	139	75	51	0	56
	12	29	28	16	61	61	18	17	60	32	22	52	0

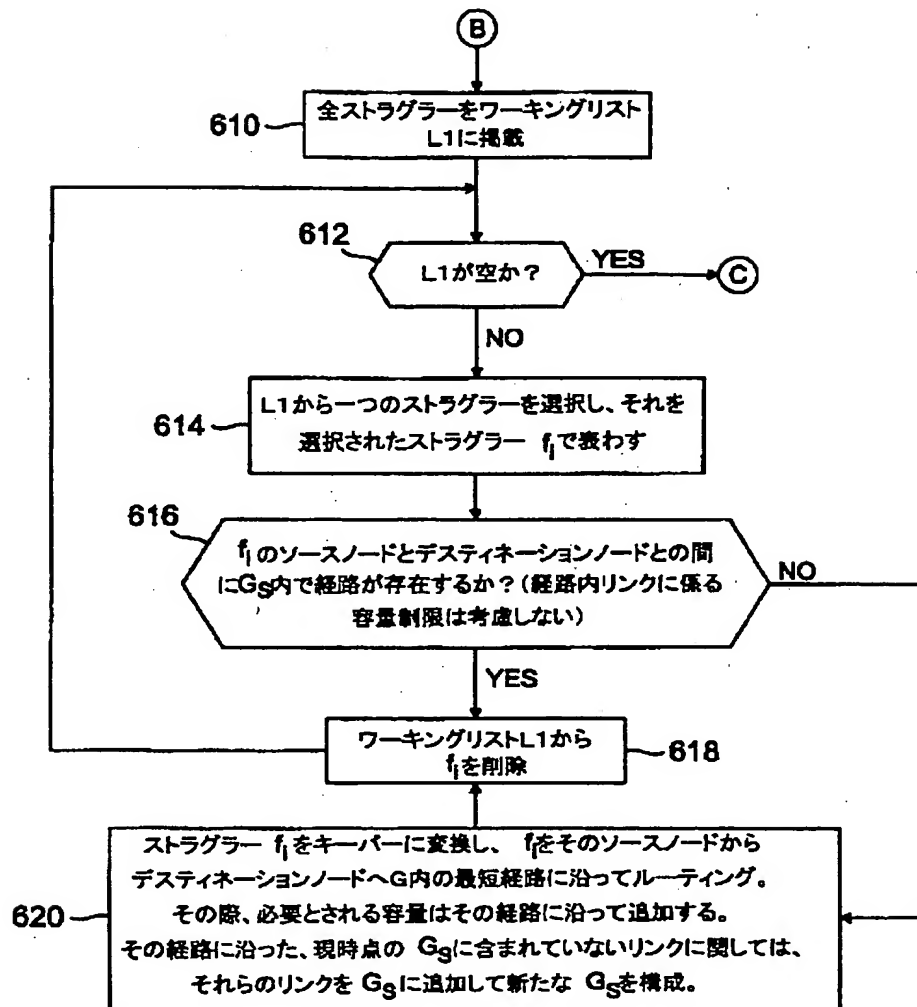
【図 6】



【図 11】



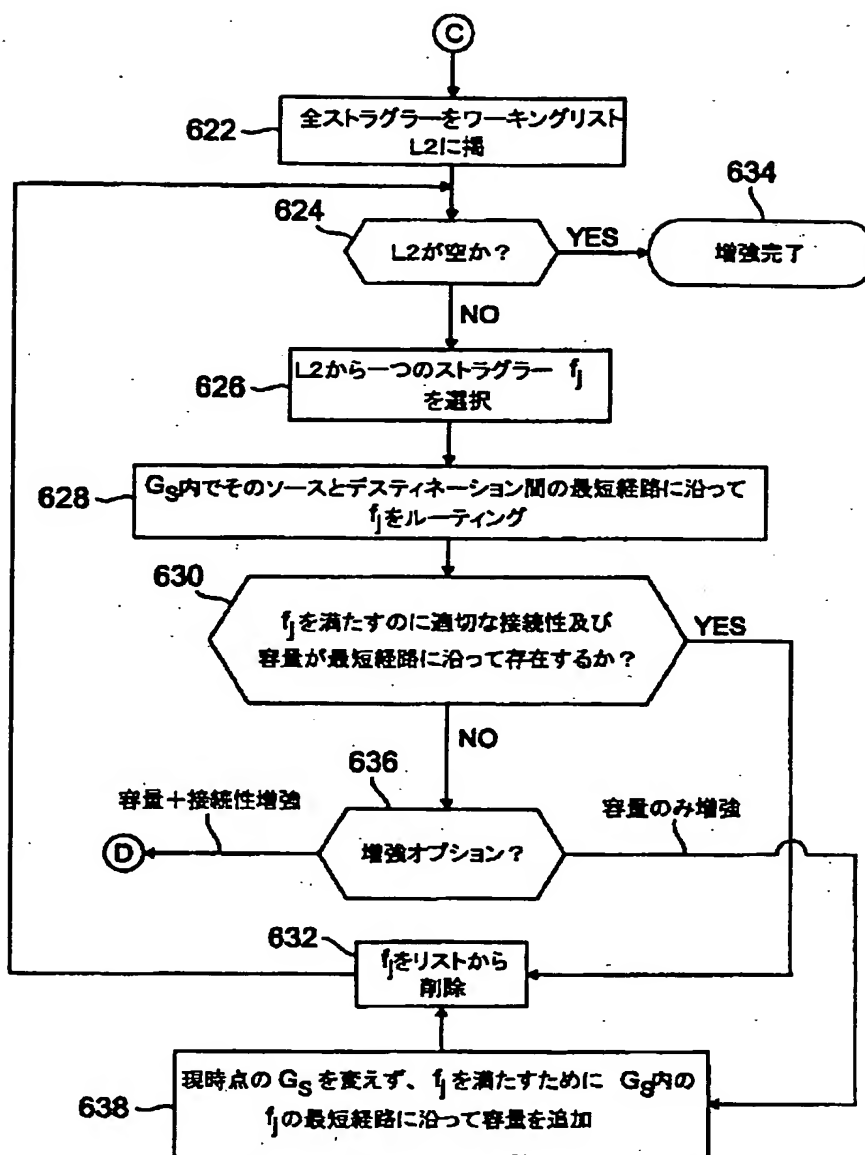
【図 7】



【図 14】

コンフィグレーション	正規化費用	ネットワーク全体での 過剰構成係数 (κ)
WFQ/LQD	1.00	1.12
FIFO/RED, $\bar{C}_2^{FIFO} (H^{worst})$	3.69	4.72
FIFO/RED, $\bar{C}_2^{FIFO} (H^{hop})$	2.57	3.33
FIFO/RED, $\bar{C}_2^{FIFO} (H^{hop})$	2.40	3.15
FIFO/RED, $\bar{C}_2^{FIFO} (H^{one})$	1.77	2.25
FIFO/RED, $\bar{C}_2^{FIFO} (H^{one})$	1.70	2.17
FIFO/RED, $\bar{C}_2^{FIFO} (H^{best})$	1.26	1.61

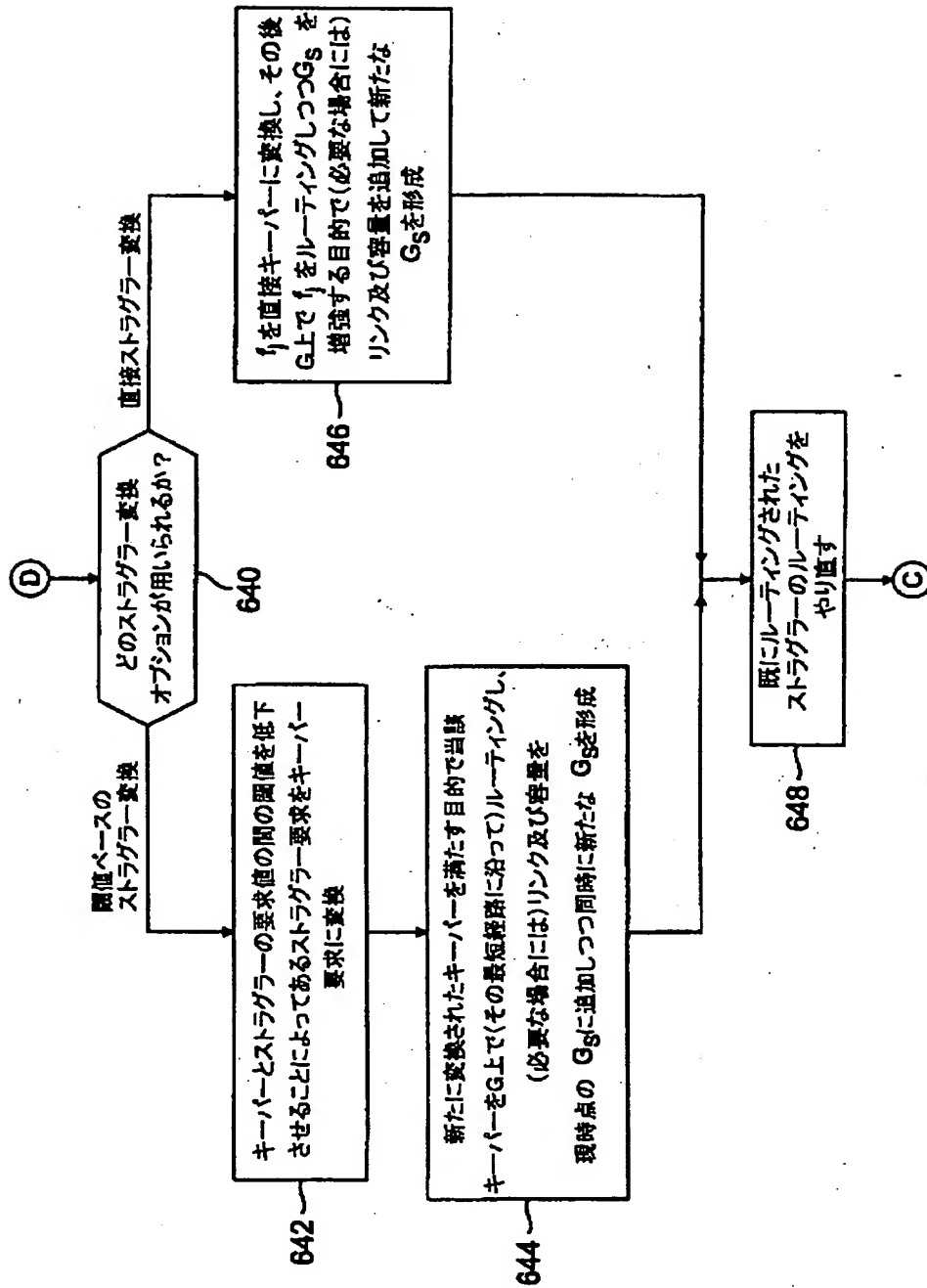
【図8】



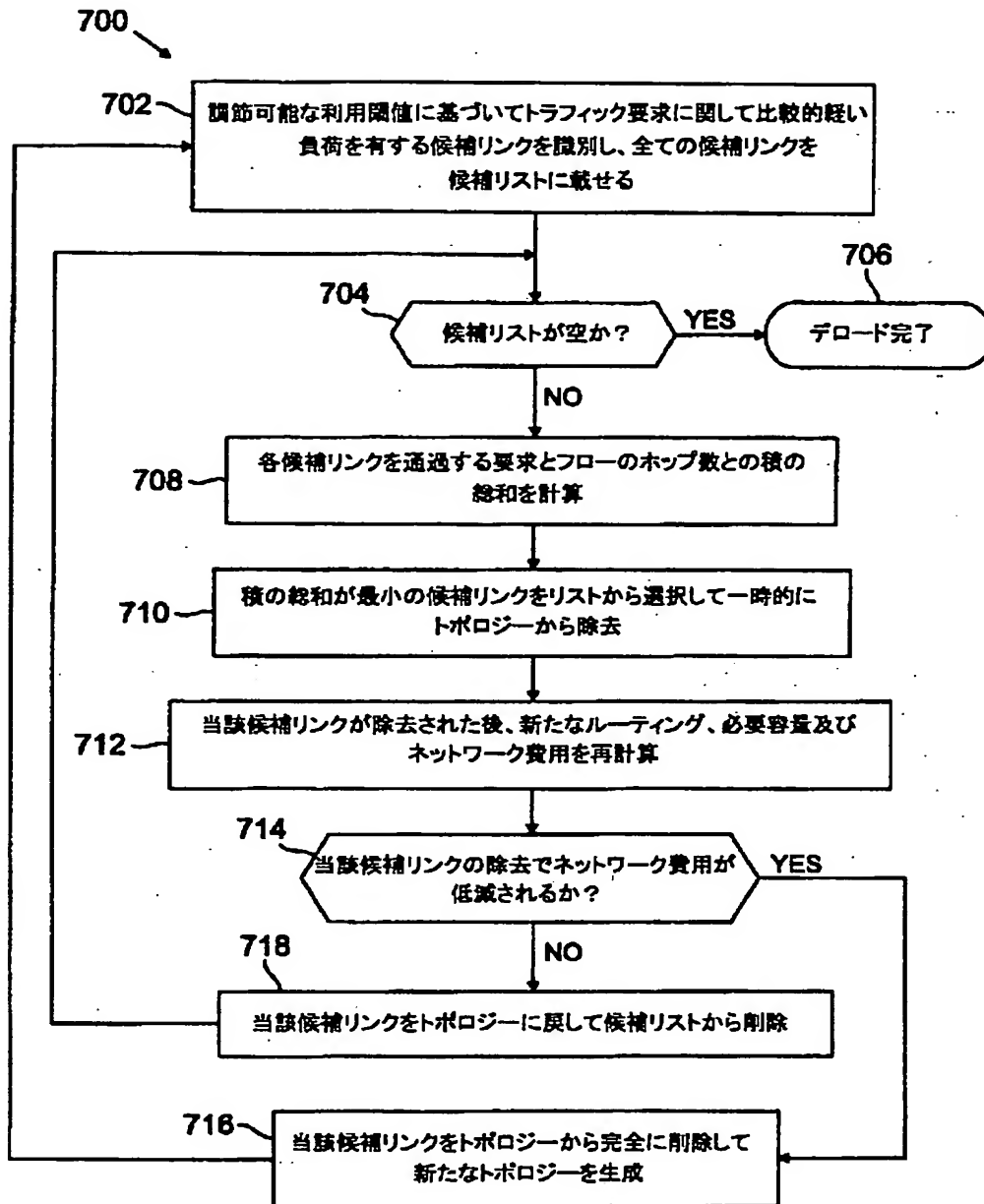
【図15】

コンフィグレーション	正規化費用	ネットワーク全体での 過剰構成係数(κ)
WFQ/LQD	1.00	1.04
FIFO/RED, $\bar{C}_2^{FIFO}(H^{worst})$	11.6	13.33
FIFO/RED, $\bar{C}_2^{FIFO}(H^{hop})$	7.26	8.55
FIFO/RED, $\bar{C}_2^{FIFO}(H^{hop})$	6.24	7.35
FIFO/RED, $\bar{C}_2^{FIFO}(H^{one})$	3.47	4.00
FIFO/RED, $\bar{C}_2^{FIFO}(H^{one})$	3.03	3.48
FIFO/RED, $\bar{C}_2^{FIFO}(H^{best})$	2.19	2.60

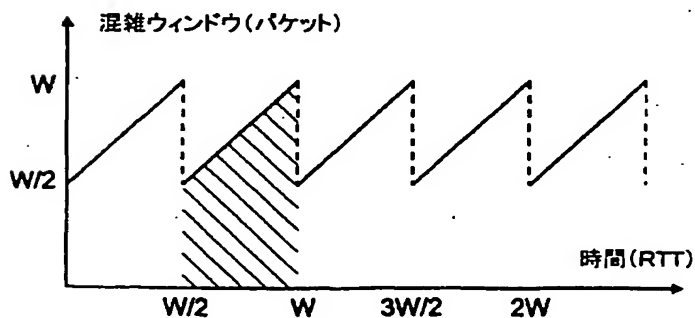
【図9】



【図 10】



【図 21】



【図 17】

コンフィグレーション	正規化費用	ネットワーク全体での 過剰構成係数(κ)	平均ホップ数
WFQ/LQD	1.00	1.07	2.7
FIFO/RED, $\bar{C}_1^{FIFO}(H^{worst})$	3.79	4.72	2.4
FIFO/RED, $\bar{C}_1^{FIFO}(H^{hop})$	2.63	3.22	2.5
FIFO/RED, $\bar{C}_1^{FIFO}(H^{hop})$	2.51	3.07	2.5
FIFO/RED, $\bar{C}_1^{FIFO}(H^{one})$	1.82	2.25	2.4
FIFO/RED, $\bar{C}_1^{FIFO}(H^{one})$	1.75	2.17	2.4
FIFO/RED, $\bar{C}_1^{FIFO}(H^{best})$	1.28	1.42	2.8

【図 18】

コンフィグレーション	正規化費用	ネットワーク全体での 過剰構成係数(κ)	平均ホップ数
WFQ/LQD	1.00	1.04	3.8
FIFO/RED, $\bar{C}_1^{FIFO}(H^{worst})$	11.18	11.72	4.0
FIFO/RED, $\bar{C}_1^{FIFO}(H^{hop})$	6.87	6.52	4.5
FIFO/RED, $\bar{C}_1^{FIFO}(H^{hop})$	6.14	5.82	4.5
FIFO/RED, $\bar{C}_1^{FIFO}(H^{one})$	3.33	3.44	4.1
FIFO/RED, $\bar{C}_1^{FIFO}(H^{one})$	2.97	3.06	4.1
FIFO/RED, $\bar{C}_1^{FIFO}(H^{best})$	2.05	1.95	4.5

【図 19】

用いられる WFQ/LQD ルータ数	置換されるべきFIFO/REDルータの 最適の組	$\bar{C}_1^{FIFO}(H^{worst})$ に基づく 正規化ネットワーク費用(J)
0	N/A	1.00
2	8, 10	0.88
3	8, 10, 11	0.83
4	3, 8, 10, 11	0.76
5	3, 5, 8, 10, 11	0.83
6	3, 4, 5, 8, 10, 11	0.58
7	3, 4, 5, 8, 10, 11, 12	0.51
8	3, 4, 5, 6, 8, 10, 11, 12	0.46
9	3, 4, 5, 6, 8, 9, 10, 11, 12	0.41
10	3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10, 11, 12	0.36
11	1, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10, 11, 12	0.31
12	ALL	0.27

【図 20】

使用されるWFQ/LQD ルータの百分率	C_2^{FIFO} (H^{worst}) に基づく 正規化ネットワーク費用(J)
0	1.00
10	0.85
20	0.73
30	0.60
40	0.50
50	0.40
60	0.27
70	0.22
80	0.16
90	0.11
100	0.10

フロントページの続き

(71)出願人 596077259

600 Mountain Avenue,
Murray Hill, New Je
rsey 07974-0636 U. S. A.

(72)発明者 ロットフィ ベンモハームド
アメリカ合衆国、07728 ニュージャージ
ー、フリーホールド、ズロットキン サー
クル 701-1

(72)発明者 スブラーマニラム ドラビダ

アメリカ合衆国、01540 マサチューセッ
ツ、ゴートン、ドラムリン ヒル ドライ
ブ 25

(72)発明者 パラマシビアー ハーシャバードハナ

アメリカ合衆国、07746 ニュージャージ
ー、マルボロ、サレム コート 11

(72)発明者 ウィン チェオン ラオ

アメリカ合衆国、07724 ニュージャージ
ー、イートンタウン、ビクトリア ドライ
ブ 40

(72)発明者 アジャイ クマー ミッタル

アメリカ合衆国、08817 ニュージャージ
ー、エジソン、リベンデル ウェイ 312

